



UNIVERSIDAD CARLOS III DE MADRID

TESIS DOCTORAL

SINCRONIZACIÓN DE REDES DE TELECOMUNICACIÓN MEDIANTE TÉCNICAS DE APRENDIZAJE ESTADÍSTICO

Autor:

Juan Ramón Feijoo Martínez

Director:

Dr. José Luis Rojo Álvarez

DEPARTAMENTO DE TEORÍA DE LA SEÑAL Y COMUNICACIONES

Leganés, octubre de 2008

TESIS DOCTORAL

Sincronización de Redes de Telecomunicación Mediante Técnicas de Aprendizaje Estadístico

Autor: Juan Ramón Feijoo Martínez

Director: Dr. José Luis Rojo Álvarez

Firma del Tribunal Calificador:

Firma

Presidente:

Vocal:

Vocal:

Vocal:

Secretario:

Calificación:

Leganés, de de

A Rubén
A Ana

Agradecimientos

Hay un grupo de personas a las que les debo de forma directa la realización de esta Tesis Doctoral, personas que han colaborado directamente en los desarrollos aquí se presentan y que, por consiguiente, a las que debo agradecer su labor de forma explícita: José Luis Rojo Álvarez, Jesús Cid Sueiro y Patricia Conde.

A José Luis, además de su papel como director de esta Tesis, quiero agradecerle la confianza que en mí ha depositado, la paciencia que ha mostrado, su sincera preocupación por mi persona y mi trabajo, así como su disposición y su tiempo siempre que se los he requerido.

A Jesús, que ha tenido una inmensa influencia sobre esta Tesis, le debo dar las gracias por haber compartido sus profundos conocimientos conmigo y por su continua disposición para explicarme aquello que no entendía. Me hago deudor de la gran contribución que ha realizado a este trabajo.

He de hacer una mención especial a Antonio Artés, a quién tengo que agradecer a nivel personal su amabilidad, y su respeto, presentes de forma permanente desde el primer día que nos conocimos como profesor y alumno; a nivel académico le reconozco el regalo que supuso iniciarme en el camino de la docencia universitaria y apoyarme en el inicio de este doctorado.

Este trabajo ha sido parcialmente financiado por el proyecto TEC2007-68098-C02-TCM del Ministerio de Ciencia y Tecnología.

Los frutos de este trabajo trascienden con mucho el resultado investigador que aquí se presenta, y por lo tanto, mis agradecimientos deben extenderse a un grupo más amplio de personas.

A mis compañeros de universidad. Gracias a los profesores y compañeros que me iniciaron en este proceso en la Universidad Carlos III y en la Universidad Rey Juan Carlos, que consiguieron hacerlo de una manera amena a la par que fructífera, gracias porque vosotros habéis contribuido que esto se llevase a cabo.

A mis compañeros de empresa, en concreto Miguel López Maqueda y Antonio Palomo, les debo dar las gracias por haberme iniciado en la disciplina de la sincronización y haber compartido sus conocimientos conmigo. También a los compañeros del Departamento de I+D+i, Emilio Barroso, José Luis Mata-Vigil, Cristina Gómez Simón y Miguel Lorenzo Sotelo, por allanarme la difícil tarea de simultanear el trabajo cotidiano con la investigación en una empresa. Y finalmente a Juan Antonio García López, Juan José Romera, Jesús Díez y José María Delgado del Departamento de Telecomunicaciones por haber facilitado el presente trabajo.

Finalmente a mi familia, comenzando por Rubén, Ana y mis padres, debo agradecerle sus constantes muestras de confianza y de apoyo, presentes incluso en los momentos en que alguno de ellos no entendía el camino que estaba recorriendo. Me reconforta poder deciros que el trabajo de estos años ha concluido finalmente y será posible concederos la atención que os merecéis.

Resumen

Las redes de transmisión actuales, con los ingentes flujos de datos y las crecientes restricciones en latencias y variaciones de retardo, se ven compelidas a ser operadas de una manera síncrona, es decir todos los equipos tienen que seguir el mismo patrón de tiempo de manera que las velocidades de transmisión y recepción en los enlaces de comunicaciones estén ajustadas. Cualquier desajuste implica pérdida de datos y de calidad, por lo que muchos operadores han construido una red paralela para suministrar la distribución de la referencia de sincronización, que si bien se apoya sobre la red de transmisión, sigue unos criterios y topologías diferentes a ésta.

El escenario básico de aplicación de la presente Tesis consiste en una red sincronización establecida en una red de telecomunicación construida sobre una capa física de fibra óptica. Típicamente, en una red de telecomunicaciones, la señal portadora de sincronización se degrada progresivamente a lo largo de los enlaces de la red, por lo que es necesaria su regeneración antes de un límite máximo de etapas. Dicha regeneración requiere un tipo de equipamiento relativamente caro, y se debe evitar en la medida de lo posible. Además, la señal de sincronización puede sufrir los cortes y reencaminamientos que afectan a la red de telecomunicaciones, y por tanto, cualquier diseño ha de tenerlos en cuenta a fin de dotar a la señal de sincronización de una disponibilidad adecuada.

El presente trabajo tiene como objetivo sistematizar el conocimiento y la metodología para el establecimiento de una correcta red de sincronización, de forma que se maximice la disponibilidad de la señal de temporización en una red de telecomunicaciones, al tiempo que se satisfacen los requisitos de calidad de servicio asociados a la sincronización.

Dado que el aprendizaje basado en muestras es una alternativa atractiva para la obtención de modelos en aplicaciones en las que las relaciones entre los diferentes parámetros del sistema son de difícil obtención analítica, tal y como se da en el presente trabajo, las contribuciones de esta Tesis comprenden la aplicación de técnicas de aprendizaje estadístico a distintos ámbitos de las redes de sincronización, tales como la predicción en términos de disponibilidad del comportamiento de los elementos de red, la búsqueda de las rutas más cortas a lo largo de una red de telecomunicación, y la estimación de la degradación introducida por un elemento de red en la señal de referencia temporal.

Así, en la presente Tesis, en primer lugar, se han elaborado modelos de predicción de fallos en los elementos de una red de fibra óptica (nodos y enlaces) a partir de datos históricos, utilizando para ello Máquinas de Vectores Soporte con diferentes núcleos para capturar efectos en escalas diferentes y con impacto en la tasa de fallos, se ha probado la validez de los esquemas de predicción y que la complejidad computacional requerida es moderada. En segundo lugar, se ha utilizado una red bayesiana para modelar la red de telecomunicaciones bajo estudio y, a partir de la misma, estimar las disponibilidades de rutas y circuitos de comunicaciones. Ello ha permitido desarrollar algoritmos para la obtención de la ruta más fiable. Por último, se ha realizado un módulo basado en redes neuronales que es capaz de comprobar que

la ruta obtenida según el criterio de la disponibilidad garantiza también la calidad necesaria en términos de sincronización.

Estas contribuciones permiten la implantación práctica en sistemas reales de comunicaciones de esquemas de sincronización similares a los propuestos, los cuales permiten obtener significativas mejoras en sus prestaciones, con una complejidad computacional moderada.

Abstract

Current transmission networks handle huge flows of data with growing restrictions on latencies and variations delay, and are compelled to be operated synchronously, which implies that all data communications must follow the same time pattern so that transmission and reception speeds at the communication links are adjusted. Any mismatch implies loss of data and quality impairment. Therefore many operators have built a parallel network to provide distribution for synchronization reference signal, which is actually based on the transmission network, but follows different criteria and topologies.

The basic scenario for the application of this Thesis is a synchronization network established on a telecommunications network and is built over an optical fiber optic physical layer. Typically, in a telecommunications network, the carrier signal synchronization degrades gradually over the links of the network, making necessary quality restoration stages. This requires expensive equipment, and should be avoided as far as possible. In addition, the signal synchronization may suffer cuts and rerouting that affect the telecommunications network, and any design has to take them into account in order to give the synchronization signal an adequate availability.

This Thesis aims to systematize knowledge and the methodology for establishing a proper network synchronization, maximizing the signal timing availability on a telecommunication network, while meeting the quality requirements associated with the synchronization.

Statistical learning techniques are an attractive alternative for obtaining models in applications where relationships among the different parameters of the system are difficult to be analytically obtained. The contributions of this Thesis include the application of statistical learning techniques to different areas of synchronization networks, such as the prediction in terms of availability of the network elements behaviour, finding shorter routes along a network telecommunications, and the estimation of the degradation introduced by a network signal in the temporal reference.

Thus, in this Thesis, models have first been developed in order to predict failures in the elements of a n optical fiber network (nodes and links) from historical data. The use of Support Vector Machines with different kernels to capture effects on different scales and impact on the failure rate, has proven the validity of the schemes and demonstrated that the computational complexity required is moderate. Secondly, a network Bayesian framework has been used to model the telecommunications network under study, in order to calculate the availability of communication paths and circuits. With this framework, it has been possible to develop algorithms for obtaining the most reliable routes. Finally a module based on neural networks has been built, which is able to verify that the path obtained under the most reliable approach also guarantees the required quality in terms of timing.

These contributions allow the practical implementation of synchronization schemes similar to those proposed in real communications systems, which can yield significant improvements in their capabilities with a moderate computational complexity.

El tiempo es la materia de la que he sido creado.

Jorge Luis Borges

Índice general

1. Sincronización de redes de transmisión basadas en SDH	19
1.1. Redes de transmisión basadas en jerarquía digital síncrona SDH	19
1.1.1. Perspectiva histórica	19
1.1.2. Características generales	20
1.1.3. Estructura	20
1.1.4. Mecanismo de punteros	23
1.2. Sincronización en redes SDH	25
1.2.1. Conceptos generales	25
1.2.2. Fuentes de sincronización	28
1.2.3. Cadenas de sincronización	28
1.2.4. Mecanismos de mejora y respaldo	29
1.3. Análisis de la calidad de la señal de sincronización	32
1.3.1. Jitter	32
1.3.2. Wander	32
1.4. Caracterización y modelado de relojes en redes SDH	34
1.4.1. Definiciones	34
1.4.2. Estimadores estadísticos de la calidad de la sincronización	36
1.5. Supervisión y medida de la sincronización	37
1.6. Principios de diseño de una red de sincronización	39
1.6.1. Transporte de la sincronización	41
1.6.2. Distribución de la sincronización	41
1.6.3. Sistema de sincronización en anillo	42
1.6.4. Sincronización SDH con configuración en bus	44
1.6.5. Sincronización de multiplexores de primer orden	45
1.7. Perspectiva sobre el diseño de redes de sincronización	46
1.8. Trabajos relacionados	47
1.8.1. Sincronización de redes de telecomunicación	47
1.8.2. Optimización de redes	48
1.8.3. Redes tolerantes a fallos	49
1.9. Conclusiones	50

2. Predicción de la disponibilidad de los elementos de red	51
2.1. Introducción	51
2.2. Datos disponibles para el aprendizaje	52
2.2.1. Indisponibilidad de enlaces	53
2.2.2. Indisponibilidad de nodos	54
2.3. Modelo de red	57
2.4. Predicción mediante SVM	57
2.5. Aplicaciones	63
2.5.1. Modelado SVM con un único núcleo	63
2.5.2. Predicción SVM con varios núcleos y modelo sintético	70
2.5.3. Simulaciones con datos sintéticos	72
2.5.4. Caso práctico	76
2.6. Conclusiones	77
3. Optimización de rutas	79
3.1. Introducción	79
3.2. Definición del problema y notación	80
3.3. Algoritmos de caminos mínimos	83
3.3.1. Algoritmo de Dijkstra	83
3.3.2. Algoritmo de Bhandari	84
3.4. Adaptación de métodos precedentes	84
3.5. Modelado y aplicación de redes bayesianas	87
3.5.1. Redes bayesianas	87
3.5.2. Modelo general	88
3.5.3. Modelado básico mediante redes bayesianas	92
3.6. Utilización del algoritmo de Bhandari y aproximaciones	100
3.6.1. Cálculo de disponibilidades	100
3.7. Nuevo algoritmo para optimización de la conectividad	104
3.7.1. Criterios generales	104
3.7.2. Selección de rutas	106
3.7.3. Cálculo de la conectividad	107
3.8. Aplicaciones y simulaciones	107
3.9. Conclusiones	110
4. Validación de la calidad de la sincronización	115
4.1. Introducción	115
4.2. Indicadores de la calidad de sincronización	116
4.3. Trabajos relacionados	117
4.3.1. Modelos existentes	117
4.3.2. Medidas en redes existentes	118
4.4. Redes neuronales de regresión generalizada	118
4.5. Predicción de la degradación de la señal	118
4.6. Aplicación y simulaciones	120

4.6.1. Realización de medidas	120
4.6.2. Construcción del predictor y resultados	122
4.7. Conclusiones	124
5. Diseño de red	129
5.1. Introducción	129
5.2. Condiciones de contorno	130
5.2.1. Restricciones y reglas de ingeniería	130
5.2.2. Ubicación de los PRC regionales	131
5.2.3. Jerarquización de la red de sincronización	131
5.2.4. Transporte de la red de sincronización	131
5.3. Diseño de la red de sincronización	132
5.3.1. Selección de PRC potenciales	132
5.3.2. Cálculo de conectividades	132
5.3.3. Asignación de nodos a PRC	132
5.3.4. Breve descripción del algoritmo de asignación	134
5.4. Simulaciones y escenarios	135
5.4.1. Red regional de sincronización	135
5.4.2. Red global de sincronización	135
5.5. Conclusiones	140
6. Conclusiones y líneas futuras	143
6.1. Conclusiones	143
6.2. Aportaciones	144
6.3. Líneas futuras	145
6.3.1. Aplicación a redes corporativas	145
6.3.2. Combinación con tecnología <i>middleware</i>	146
6.3.3. Aplicación a infraestructuras críticas	146
6.3.4. Análisis de interdependencias entre redes	147

Capítulo 1

Sincronización de redes de transmisión basadas en SDH

En este capítulo se pretende introducir las nociones elementales de sincronización relativas a las redes de transmisión de telecomunicaciones, las cuales son el marco de aplicación de los métodos desarrollados en la presente Tesis. Inicialmente se introducirá la tecnología SDH, aplicada por los grandes operadores de telecomunicaciones para el transporte digital de datos a larga distancia. A continuación se describirán los conceptos fundamentales de sincronización asociados al SDH y finalmente se enumerarán determinadas reglas de diseño de estructuras de distribución de una señal de temporización.

El lector interesado puede consultar las referencias [11, 79, 39, 6] para una descripción completa de la sincronización en redes SDH.

1.1. Redes de transmisión basadas en jerarquía digital síncrona SDH

1.1.1. Perspectiva histórica

La Jerarquía Digital Síncrona, en adelante SDH, se puede considerar como la evolución de las redes de transmisión a consecuencia de la utilización de la fibra óptica como medio de transmisión, así como de la necesidad de sistemas flexibles con capacidad de gestión remota y que soporten anchos de banda elevados. En 1989, la Unión Internacional de las Telecomunicaciones (en adelante, UIT) publicó una serie de recomendaciones donde quedaban definidos los principios fundamentales del SDH. En 1985 en Estados Unidos, el organismo de estandarización americano ANSI había publicado su estándar SONET (del inglés *Synchronous Optical Network*). Ambos sistemas tienen estructuras y filosofías equivalentes y a pesar de ello incompatibles. Uno de los objetivos de esta tecnología estaba en el proceso de adaptación del entonces vigente sistema PDH (del inglés *Plesiochronous Digital Hierarchy*), ya que el nuevo sistema se implantaría paulatinamente y debía convivir con los equipos ya instalados. Ésta es la razón por la que se normalizó el proceso de transportar las antiguas señales usadas por el PDH en la nueva jerarquía. Actualmente, el SDH constituye la base de las redes troncales de gran número de operadores [6].

1.1.2. Características generales

El SDH es una forma estandarizada de multiplexar señales digitales, y la UIT la define como *un conjunto jerárquico de estructuras digitales de transporte de cargas adaptadas sobre redes de transmisión física*. Su estructura definitiva se encuentra en las recomendaciones de la serie G de la UIT-T, en especial G.707, G.772, G.774, G.780, G.783, G.784 y G.803.

Las redes de transmisión anteriores se desarrollaron sobre la base del PDH y no necesitaban en sí mismas una sincronización. En las redes plesiócronas, los relojes de los equipos de la red no están completamente sincronizados, y se permitía la transmisión de flujos de datos que presentaban una cierta variación alrededor de la velocidad nominal. Cuando se quería agrupar flujos binarios en un nivel superior jerárquico, se combinaban señales provenientes de diferentes fuentes que podían presentar alguna pequeña diferencia en la tasa binaria. Era necesario entonces ajustar los flujos entrantes a una misma velocidad, para lo que se añadían bits de relleno. Cuando las tasas de bit eran iguales, se podía proceder a la multiplexación bit a bit utilizada en PDH. El demultiplexor remoto debía reconocer los bits de relleno y eliminarlos de la señal recibida. Este modo de operación recibe el nombre de plesiócrono, que en griego significa casi síncrono. El proceso había de ser repetido en cada etapa de multiplexación y provocaba un problema de falta de flexibilidad en una red con diversos niveles jerárquicos. Por ejemplo, si en un punto de la red se le querían añadir canales de 64 Kbps, y el enlace existente era de 34 Mbps o superior, debía pasarse por todas las etapas de demultiplexación hasta acceder a un canal de 2 Mbps, y luego volver a multiplexar todas las señales de nuevo.

Las principales características del SDH son una simplificación del proceso de multiplexación frente a la tecnología de transmisión anterior, PDH, en particular una organización de tramas (espacios de carga) en bytes, no en bits, y una cabecera con gran capacidad para supervisión y gestión. Cada trama se encapsula en un tipo especial de estructura denominado contenedor. Una vez se ha encapsulado, se añaden cabeceras de control que identifican el contenido de la estructura, y el conjunto, después de un proceso de multiplexación, se integra dentro de la estructura STM-1. Los niveles superiores se forman a partir de multiplexar a nivel de byte varias estructuras STM-1, dando lugar a los niveles STM-4, STM-16 y STM-64. En la Figura 1.1 se muestra un equipo SDH.

1.1.3. Estructura

La multiplexación síncrona en SDH obedece a reglas complejas mediante las cuales se combinan diferentes bloques constitutivos. La red síncrona se diseñó de manera que pudiese transportar señales plesiócronas, dado que habría un periodo de coexistencia con las redes de su momento existentes, la mayoría de las mismas plesiócronas. Para el transporte de señales plesiócronas en redes SDH se diseñaron unidades específicas de transporte síncronas, denominadas contenedores. En los contenedores se encuentran, entre otros, los bits de las señales plesiócronas, los bits de relleno utilizados para adaptación a la estructura SDH y los bits de control y oportunidad de justificación empleados para compensar las diferencias de sincronización.

La trama básica a partir de la cual se estructuran todas las demás es la STM-1, formada por 9 líneas (o secuencias) de 270 bytes cada una. Para la representación de la trama STM-1 se elige normalmente una figura rectangular formada por 9 filas y 270 columnas, como se muestra en la Figura 1.2. Cada columna está constituida por 9 rectángulos que representan cada uno un byte (8 bits). La duración total (período de la trama) es de 125 μ s. El flujo total correspondiente a un STM-1 es 155,52 Mbit/s (2.430 bytes/trama).



Figura 1.1: Equipo SDH.

x 8 bit/byte x 8.000 tramas/seg). Este período es equivalente al de la trama de una canal PCM de 8 bits, con lo cual cada byte dentro de la trama STM-1 corresponde a un flujo 64kb/s que podría encapsularse un canal PCM. Para establecer la trama SDH se realiza una intercalación de bytes, y en consecuencia es posible extraer el byte completo si se conoce su posición [79].

La trama SDH transporta dos tipos de datos: las señales tributarias (261 columnas dentro de las tramas), que transportan la carga útil, y las cabeceras o taras (9 columnas), que aportan las funciones que precisa la red para ser operada eficazmente.

En la estructura de multiplexación SDH se distinguen los siguientes elementos:

- Contenedor (C): espacio en la trama para el transporte de datos.
- Contenedor virtual (CV): contenedor junto con cabecera de trayecto.
- Unidad de tributario: CV junto con puntero que indica la posición en la trama síncrona.
- Grupo de unidades de tributarios: agrupación de varias unidades de tributario.
- Unidad administrativa: grupo de unidades de tributarios junto con un puntero que indica su posición.
- Grupo de unidades administrativas.
- Módulo de transporte síncrono (STM-N): trama final con todas las cargas y cabeceras entrelazadas a nivel de byte.

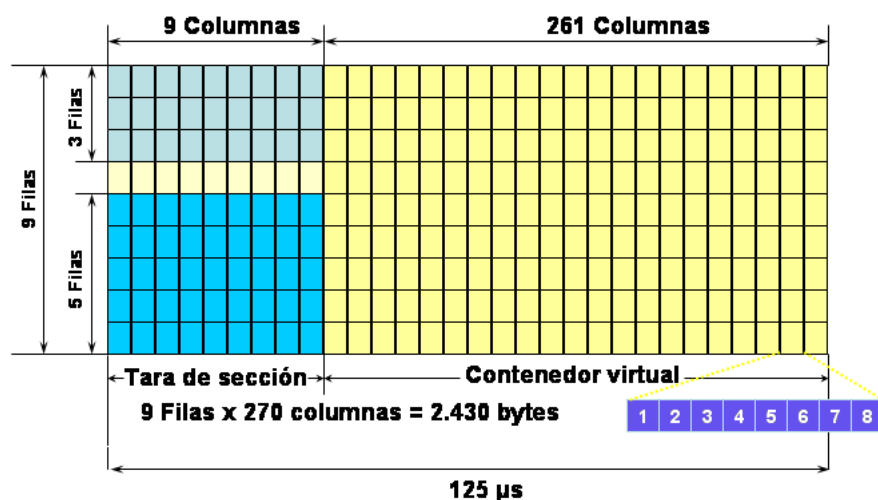


Figura 1.2: Esquema bidimensional representativo de la trama STM-1.

En la Figura 1.3 se muestra la representación habitual del esquema de multiplexación del SDH según la UIT.

Adaptación de una señal de 140 Mbps dentro de la trama síncrona

Como ejemplo ilustrativo, se considera la adaptación de una señal plesiócrona de 140 Mbps en la trama SDH (Figuras 1.4 y 1.5) [72].

La señal plesiócrona, definida como E4 por el Instituto Europeo de Normas de Telecomunicaciones (en adelante ETSI), consiste en un flujo de valor nominal de 139,264 Mbps con una tolerancia de frecuencia de ± 15 partes por millón (abreviado como ppm) [71]. Dicha señal se adapta al contenedor C-4 formado por 9 filas con 270 columnas dentro de la trama SDH, con un total de 2,300 bytes. Cada una de las 9 filas se estructura en 20 bloques, cada uno de ellos de 13 bytes. En cada fila hay 1934 bits de información (tipo I), un bit de oportunidad de justificación (tipo S) y 5 bits de control de justificación (tipo C). El bit de justificación puede estar vacío o llevar datos, y se utiliza para acomodar las velocidades de las señales plesiócronas dentro de la trama STM-1. Los bits C de control de justificación se utilizan para indicar si los bits S son o no de datos (mediante votación mayoritaria). El flujo nominal de la señal es de 139,264 Mbps. Si todos los bit S (nueve en total, uno por fila) llevan datos, entonces el flujo total del C-4 es de 139,320 Mbps, mientras que si todos están vacíos (dummy bits) el flujo es de 139,248 Mbps. Ello implica una desviación posible de entre -115 ppm (inferior) y 402 ppm (superior). Más allá de esas variaciones, el C-4 es incapaz de adaptar la señal plesiócrona.

Al C-4 se añade una cabecera de trayecto (POH, del inglés *Path OverHead*), transformándose así en un contenedor virtual tipo 4 (CV-4). Al contenedor se incorpora un nuevo campo, el puntero, y pasa a

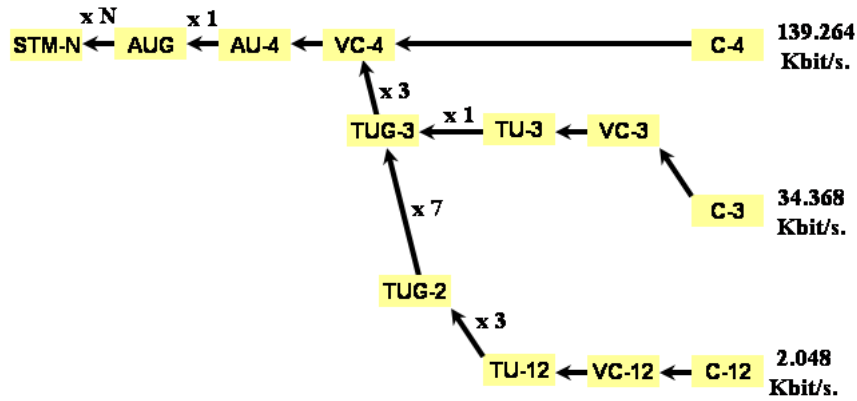


Figura 1.3: Esquema de la multiplexación SDH según ETSI.

ser una unidad administrativa (AU-4), la cual es transportada directamente por el módulo de transporte síncrono.

Adaptación de una señal de 2 Mbps dentro de la trama síncrona

En caso de que se pretenda transportar un E1 (2048 Kbps), el esquema es similar con ligeras variaciones. En esta situación se utilizará un contenedor CV-12, el cual tiene una capacidad nominal de 2240 bits (que se repiten cada $125\mu\text{s}$) con 1023 bits de información y 2 bits S de oportunidad de justificación, que pueden estar vacíos o llevar datos dependiendo de las necesidades de ajuste de velocidad. De esta manera, el flujo de información en un CV-4 puede oscilar entre 2046 Kbps y 2050 Kbps, esto es, ± 976 ppm.

1.1.4. Mecanismo de punteros

Una de las principales características del SDH es su mecanismo de punteros, diseñado para acomodar las diferencias de temporización que se dan a lo largo de una red (recomendación G.783 de la ITU-T).

El puntero consiste en una serie de bytes (H1, H2 y H3) ubicados en la cuarta fila del STM-1, que indican la posición en la cual comienza el CV-4 correspondiente (ver Figura 1.6). El puntero contiene un número entre 0 y 783 que indica el desplazamiento en saltos de 3 bytes entre el puntero y el primer byte del CV-4. Como consecuencia del desajuste en las velocidades, el puntero se incrementa o decrementa según sea necesario, permitiendo a la carga *flotar* dentro de la trama STM. En el caso de una AU-4, los punteros indican el desplazamiento del comienzo de la carga útil desde el primer byte a partir de la

C-x (Contenedor, Carga): subdivisión del espacio de carga del contenedor virtual
VC-x (Contenedor Virtual)
AU-x (Unidad Administrativa): subdivisión del espacio de carga de la trama de línea
AU-PTR: puntero, que indica el comienzo del VC-x en el espacio de carga del STM-1

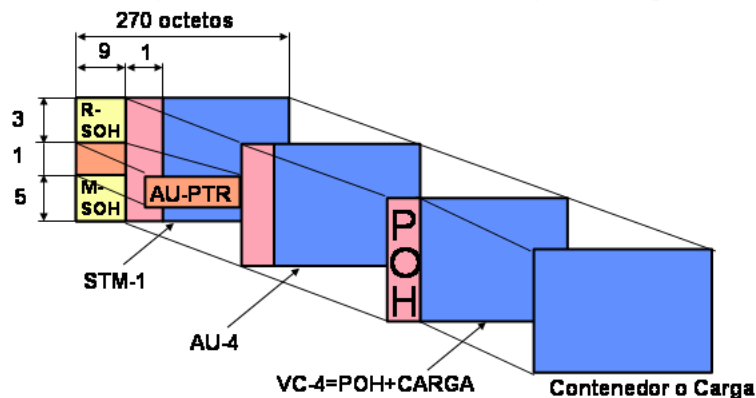


Figura 1.4: Esquema de la adaptación de una señal de 140 Mbps dentro de la trama síncrona.

- 1º Paso: La señal tributaria PDH es mapeada sobre un C-4.
- 2º Paso: Al C-4 se le añade la tara de trayecto formando un VC-4.
- 3º Paso: Al VC-4 se le añade el puntero para configurar una AU-4.
La AU-4 está configurada como AUG. (ETSI)
- 4º Paso: A la AUG/AU-4 se le añade la tara de sección y queda conformada la trama básica STM-1 para transmitir a línea o multiplexar.

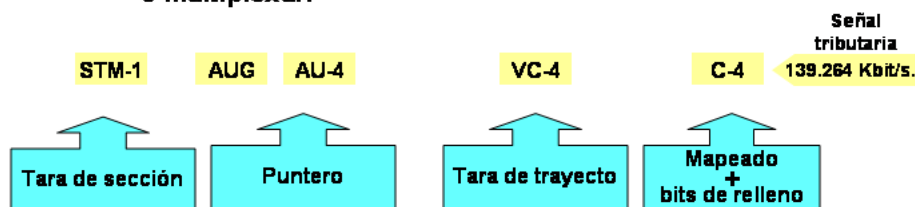


Figura 1.5: Procesos de la adaptación de una señal de 140 Mbps en la trama SDH.

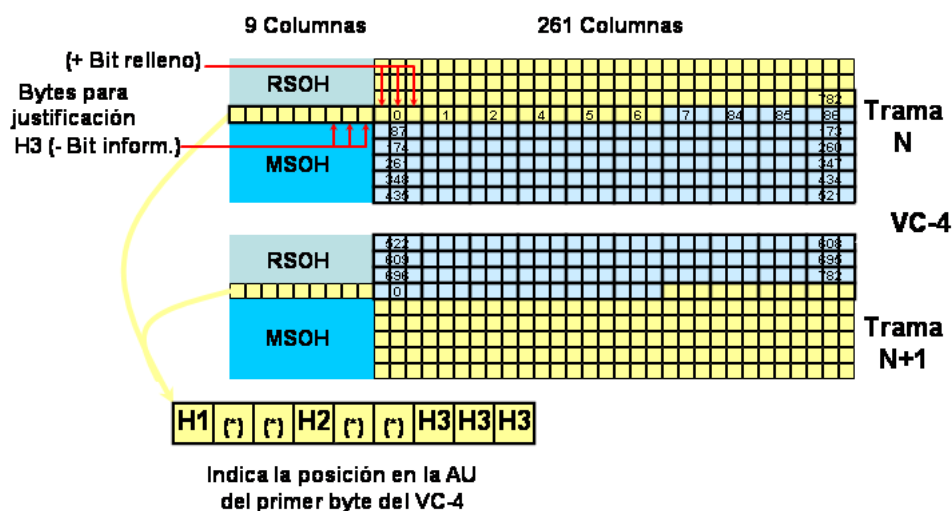


Figura 1.6: Puntero de AU-4.

cabecera de la cuarta fila en saltos de 3 bytes. El puntero puede tomar valores desde 0 a 783. En el caso que el CV-4 tenga una velocidad menor dentro de la trama síncrona, el puntero se incrementa y el CV-4 se desplaza 3 bytes en la trama STM mediante una inserción de 3 bytes a partir de los bytes H3. Si la velocidad del CV-4 es menor, se produce un incremento en el valor del puntero, el CV-4 se adelanta 3 bytes mediante la justificación (supresión) de los 3 bytes H3 de la cuarta fila de la cabecera. Existe un límite de 2000 justificaciones por segundo, lo que supone una variación en la velocidad binaria de ± 48 kbps que se traduce en una variación relativa de ± 319 ppm.

En el caso de un CV-12, cada variación de puntero supone un salto de 8 bits en la trama con un tasa máxima de 500 saltos de puntero por segundo, lo cual implica que puede acomodar hasta variaciones de ± 4000 bps, esto es, ± 1785 ppm.

1.2. Sincronización en redes SDH

1.2.1. Conceptos generales

El problema de la sincronización en una red SDH radica en conseguir que todos los elementos de la red tengan sus relojes internos ajustados en frecuencia y fase, de forma que, en una comunicación de datos, la transmisión y recepción de los datos se realice sin deslizamientos sobre los intervalos de tiempo asignados. La base de la tecnología SDH es extender las características de la trama síncrona de 2Mbit/s del sistema PDH hacia velocidades superiores.

La red digital a nivel primario formada mediante técnicas de Modulación por Impulsos Codificados (PCM, del inglés *Pulse Code Modulation*) estructurados en tramas de 2 Mbps es síncrona. Esto significa

que una vez delimitado el inicio del patrón de 2 Mbps que periódicamente se repite en el tiempo (trama), un receptor puede extraer la información contenida en la trama sencillamente contando los intervalos de tiempo hasta llegar a la posición deseada y extrayendo la información allí contenida. Para insertar información en un intervalo de tiempo, el procedimiento es similar. Una vez delimitado el inicio de la trama, el transmisor transfiere los datos de su memoria al intervalo de tiempo adecuado, el cual se encuentra contando los intervalos de tiempo desde el inicio de la trama. En los multiplexores de trama PCM hay exactamente el mismo espacio de carga que carga tienen los tributarios que hay que transportar, dado que a este nivel no hay bits de justificación. En el caso del PDH, los niveles de transmisión superiores a 2 Mbps se establecían mediante multiplexores digitales asíncronos que utilizaban la justificación a nivel de bit para compensar las diferentes velocidades de equipos en los extremos. Los sistemas PDH se basan en el entrelazado de bits, de forma que cada bit de un byte dado forma parte de un canal diferente, y por lo tanto para separar un canal en particular hay que demultiplexar completamente la señal.

De una manera paradójica, las redes síncronas (SDH) plantean a nivel práctico más problemas de sincronización que las redes plesiócronas (PDH). El SDH no necesita sincronización, ya que su mecanismo de punteros puede gestionar los desajustes de temporización correctamente. Los problemas se concentran en la frontera entre SDH y PDH, y aparecen cuando se transportan señales plesiócronas. Antes de que pueda realizarse cualquier multiplexación en los equipos de la red SDH, deben sincronizarse primero las distintas señales de transporte SDH con los equipos de la red. En el lado de entrada de los equipos SDH, las distintas señales a transportar pueden estar desalineadas en lo tocante a la fase de temporización o a la tasa de bits. En el proceso de sincronización, los bytes de las cabeceras para cada una de las señales de transporte se sincronizan con la trama, para lo cual la cabecera de sección (SOH, del inglés *Section Overhead*) incluye 6 o más bytes de entramado (bytes F). Los bytes de los contenedores, en cambio, conservan su temporización manteniendo una relación constante de fase de temporización con la trama STM. Esto se logra volviendo a calcular el valor del puntero asociado a cada CV con el fin de dar cabida a cualquier ajuste en la fase del SOH debido a la sincronización de la trama [14].

Los movimientos de puntero degradan las señales transportadas, lo cual es debido a la existencia de justificaciones. Cada vez que se desajustan las velocidades del tributario (señal a transportar) y la del contenedor que transporta la señal plesiócrona, se realiza una justificación. Esto hace que el reloj de la señal demultiplexada tenga que ser acelerado o frenado, produciendo una variación en el retardo en las señales extraídas, cual repercute a las memorias de almacenamiento de entrada o salida de los equipos situados en los extremos de la red SDH.

La velocidad con que llegan y se escriben en las memorias elásticas los datos de cada canal está determinada por la velocidad de línea de la trama recibida. La velocidad con que se leen los datos se encuentra condicionada por el reloj interno de los equipos que tributan a la red SDH (centrales de conmutación, multiplexores de primer orden o cross-connects), con el cual se generan las tramas transmitidas. Si la información a la entrada llega más rápidamente de lo que puede ser leída, la memoria elástica se llena hasta desbordarse. Para evitar el desbordamiento, el nodo de la red descarta uno o varios octetos de información, vaciando la memoria elástica y permitiendo que de nuevo se vaya llenando lentamente (según la diferencia entre los relojes de escritura y lectura) hasta que sea necesario un nuevo vaciado. Esta acción elimina un trozo de la secuencia de bytes transmitidos, constituyendo un deslizamiento (slip) negativo.

Puede darse el caso contrario. Si el reloj de escritura es más lento que el de lectura, la tendencia de la memoria elástica es a vaciarse. Cuando esto ocurre, el nodo de la red deja de leer información reciente, transmitiendo uno o varios octetos viejos sin borrar el contenido de la memoria elástica, que

de esta forma se vuelve a llenar. Estas repeticiones se denominan deslizamientos positivos. Si bien los deslizamientos normalmente no son perjudiciales para las señales de voz, no obstante, pueden provocar degradaciones en la transmisión de datos.

En SDH se utiliza el entrelazado de bytes, lo que implica que todos los bits de un byte determinado pertenecen al mismo canal. De esta manera, se puede incorporar o extraer canales en cada nodo de red tomando segmentos temporales individuales, sin necesidad de demultiplexar toda la señal. En las redes SDH, las señales plesiócronas pasan a ser transportadas a través de SDH con contenedores localizados en la trama síncrona mediante punteros. Si aparece un movimiento de puntero, implica que la señal se ha desplazado 8 bits arriba o abajo. Entonces, el demultiplexor del otro extremo tiene que tener en cuenta este efecto y acelerar o frenar bruscamente su reloj, llevando a las memorias de almacenamiento intermedio hasta su límite de elasticidad práctico. Los ajustes de puntero se producen en pasos de 8 intervalos unitarios. Un movimiento de puntero en una trama STM-1 causa un golpe de fase de 3,6 s en una señal de 2 Mbps. Simulaciones basadas en movimientos de fase aleatorios de relojes han medido movimientos de puntero cada 1000 segundos en contenedores de orden inferior [41].

En una cadena de equipos SDH, aunque un equipo intermedio pierda la referencia de temporización, no se provocará un salto de puntero en el elemento de red de salida, en tanto en cuanto el elemento de red de entrada se mantenga sincronizado a un reloj primario de sincronización (en adelante PRC, del inglés *Primary Reference Clock*). El movimiento de puntero del elemento de red intermedio será corregido por el elemento de red siguiente de la conexión, que se mantiene aún sincronizado. En consecuencia, se busca siempre una minimización de los movimientos de punteros para no sobrecargar las memorias elásticas de los demultiplexores con las que se atenúa este efecto, así como la no conveniencia de utilizar para sincronizar tramas de 2 Mbps afectadas por saltos de punteros.

La fluctuación de fase que aparece en una frontera SDH/PDH se compone de una fluctuación de fase del ajuste de puntero y de una fluctuación de fase del establecimiento de la correspondencia de la carga útil. Un movimiento de puntero implica que la señal se ha desplazado 8 bits arriba o abajo (24 bits al nivel de AU-4). Para minimizar el impacto de esta situación, se imponen requisitos estrictos al desincronizador en la frontera SDH/PDH. Esto exige la utilización de desincronizadores con una anchura de banda equivalente relativamente estrecha, aunque ante muchos ajustes de puntero dichos dispositivos podrían no ser capaces, por tanto, de seguir adecuadamente las variaciones de fase. El desincronizador filtrará también la fluctuación de fase de línea que puede acumularse a lo largo de una cadena de regeneración, si no ha quedado filtrada ya por efecto de las características del reloj de los equipos del elemento de red SDH. Es importante notar, pues, que la fluctuación de fase no se acumula a través de una red SDH.

Como ejemplo práctico, el principio de conmutación utilizado en las centrales telefónicas digitales requiere que todas las centrales de conmutación funcionen sincronizadas. En una red de conmutación, las centrales de conmutación se sincronizan entre sí mediante los enlaces establecidos entre las mismas (normalmente a 2 Mbps). Si estos enlaces son transportados mediante equipos PDH, esta sincronización es correcta. Sin embargo, si se transportan mediante SDH, la señal puede llegar degradada y no ser válida para ser utilizada como referencia, debido a los movimientos de punteros. Esto impone un cuidadoso diseño de la sincronización para las centrales a fin de evitar una degradación en los servicios. Lo mismo ocurre con una red de equipos transconectores plesiócronicos. Todo ello exige que todos los equipos tomen la misma referencia temporal de una única fuente de sincronización.

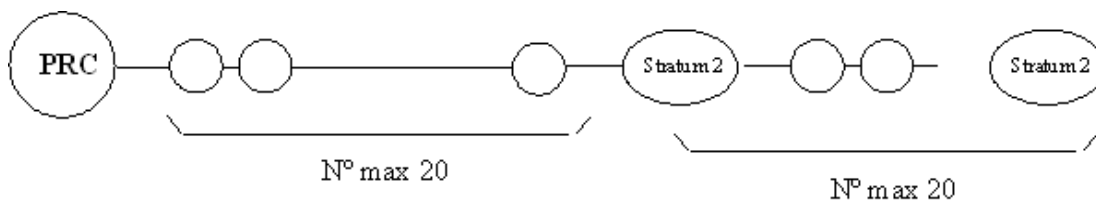


Figura 1.7: Cadena de sincronización.

1.2.2. Fuentes de sincronización

Las fuentes de sincronización son los relojes que suministran la señal patrón de referencia de tiempos a los elementos de la red de telecomunicaciones.

La ITU-T tiene estandarizados 3 niveles de calidad:

- G.811: refleja la calidad de un PRC cuya configuración normal es la de un oscilador tipo cesio (atómico) o la extraída de un receptor GPS (gobernado a su vez por relojes atómicos). También se denomina *stratum 1*.
- G.812: refleja la calidad de un reloj a la salida de un equipo regenerador de señal de sincronismo. Dichos equipos se denominan SSU (del inglés *Synchronization System Unit*), también conocidas como SASE (del inglés *Stand Alone Synchronization Equipment*), y son dispositivos con relojes internos de alta calidad (rubidio o cuarzo) que funcionan en modo esclavo. Dichos relojes reciben una señal de sincronización de la red, la filtran y la regeneran, aumentando así su calidad. Se utilizan en las redes de comunicaciones para prolongar una señal de sincronización fiable a lo largo de rutas con muchos enlaces compensando la degradación introducida en cada salto. También se denomina *stratum 2*.
- G.813: refleja la calidad de un oscilador de cuarzo incorporado a un equipo de transmisión. Es un dispositivo normalmente de bajo coste, con buenas características a corto plazo. También se denomina *stratum 3*.

1.2.3. Cadenas de sincronización

Prácticamente todos los operadores importantes disponen de su propia fuente de referencia primaria y de una red de relojes subordinados a la misma. Típicamente, en redes SDH la información de referencia de sincronización se distribuye mediante señales de 2 MHz transportadas en portadora óptica, las cuales atraviesan varios enlaces constituyendo una denominada cadena de sincronización [11].

La recomendación G.803 de la UIT-T establece que las cadenas de sincronización habrán de atravesar un máximo de 20 nodos de comunicaciones entre relojes tipo G.813, con un máximo de 10 segmentos de 20 nodos cada uno y con un número total de relojes de elementos de red SDH limitado a 60, tal y como se muestra esquemáticamente en la Figura 1.7.

Tabla 1.1: Valores del byte SSM.

Nivel de calidad	Mensaje	Prioridad
Reloj maestro	PRC	1
SSU de tránsito	SSU-T	2
SSU en local	SSU-L	3
Reloj local de equipo	SEC	4
Reloj no válido	Do not use	Mas baja
Desconocido	-	-

1.2.4. Mecanismos de mejora y respaldo

Existen métodos para proporcionar una mayor solidez a la sincronización de una red SDH, entre los cuales los más empleados son:

- La utilización de mensajes de estado de sincronización mediante el empleo del bit SSB: es un mecanismo propio del SDH. La programación de dicho bit permite al nodo receptor determinar la calidad de las referencias recibidas y seleccionar la de mejor calidad.
- La instalación de equipos de sincronización autónomos: funcionalmente son equipos que filtran y regeneran la señal recuperada de temporización.

Mecanismo de mensajes de estado de sincronización

Existe un mecanismo denominado SSM (del inglés *Synchronization Status Message*) y de carácter automático definido por la UIT-T [68] y el ETSI [64] para controlar la correcta distribución de la señal de sincronización en una red SDH y prevenir bucles de sincronización. Se basa en el byte de señalización S1 transmitido en los bits Z de la cabecera de sección de la trama SDH. Dicho byte puede tomar hasta 6 valores, cada uno de ellos indicando una calidad de señal de temporización determinada. Dichos valores se muestran en la Tabla 1.2.4.

La aplicación de dicho mecanismo permite transmitir a lo largo de una cadena de equipos el estado de una fuente de sincronización. En las Figuras 1.8 y 1.9 se muestra un sencillo ejemplo en el que se dispone de 3 equipos SDH en una cadena de sincronización. Inicialmente, los equipos están sincronizados en línea a un reloj maestro. En ese estado, el bit S1 transmite secuencialmente a los equipos de la cadena que la señal de sincronización que reciben es adecuada. Si se produce un corte en la red, el segundo equipo en la cadena detecta que falta su sincronización y avisa al siguiente equipo de que no dispone de una señal de sincronización adecuada. Al disponer todos los equipos de información sobre el estado de las fuentes se produce la reconfiguración a la situación mejor posible, esto es, tomar la sincronización del PRC conectado al tercer equipo de la cadena.

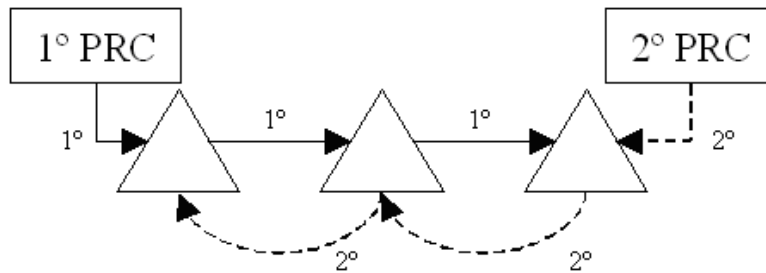


Figura 1.8: Mecanismo de mensajes de sincronización. Situación inicial.

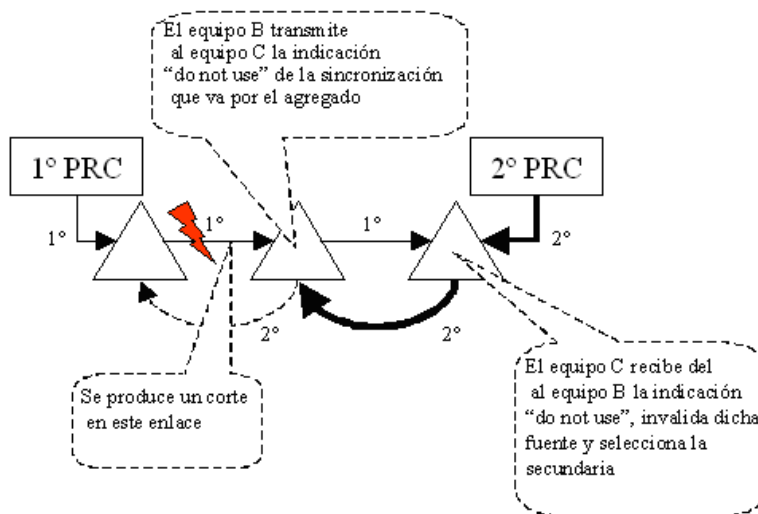


Figura 1.9: Intercambio de mensajes de sincronización como consecuencia de un corte en la red y reconfiguración de la estructura de sincronización.



Figura 1.10: Equipo SSU.

Equipo de sincronización autónomo

La funcionalidad del equipo autónomo de sincronización aparece en la recomendación G.803 y sus características técnicas en la G.812. Comúnmente se denomina SSU (del inglés *Synchronization System Supply*) o SASE (del inglés *Stand Alone Synchronization Equipment*). Básicamente consiste en un reloj esclavo de alta calidad (PLL, del inglés *Phase Locked Loop*) gobernado por varias entradas. Dicho reloj se ajusta en fase con la entrada previamente seleccionada por el administrador de red. Ante un fallo de dicha entrada, o bien conmuta a otra señal que haya sido preseleccionada o bien permanece suministrando una señal de reloj a las salidas con el comportamiento aprendido de la entrada. En los estándares ETSI [62] se define la SSU como la función lógica que:

- Acepta sincronización de un número determinado de fuentes.
- Selecciona una de esas fuentes.
- Filtra las características de dicha fuente mejorando su calidad.
- Distribuye la señal de sincronización resultante a otros elementos de la red.

Una SSU es funcionalmente un reloj esclavo enganchado en fase (en adelante PLL, del inglés *Phase Locked Loop*), con todas sus características asociadas. Un PLL se compone de un detector de fase, un filtro y un oscilador controlado por tensión [48, 47]. Globalmente actúa como un filtro paso bajo que atenúa las componentes espectrales no deseadas. En la Figura 1.10 se muestra el aspecto físico de uno de estos equipos.

1.3. Análisis de la calidad de la señal de sincronización

La calidad de la señal de sincronización de las redes de transmisión se suele expresar mediante la medida de dos cantidades denominadas jitter y wander [103].

El jitter (Figura 1.11) se define como la fluctuación rápida de fase de una señal con respecto a las posiciones ideales del cambio de símbolo en el tiempo, y es producido por los propios equipos, retardos, justificaciones y movimientos de punteros.

El wander (Figura 1.12) se define como la fluctuación lenta de fase de una señal con respecto a las posiciones ideales en el tiempo.

Físicamente describen el mismo fenómeno, con la diferencia que el jitter refleja la variación en altas frecuencias mientras que el wander se refiere a bajas frecuencias. El límite entre ambos está en los 10 Hz. Es el wander el que suele plantear mayores problemas, ya que debido a su baja frecuencia es más difícil de filtrar. A continuación se describen ambos tipos de ruido con más detalle.

1.3.1. Jitter

El jitter es una variación rápida de fase, considerándose como tal aquella con componentes espectrales por encima de los 10 Hz. Es relativamente fácil de medir comparando la señal con un oscilador ideal de cuarzo, y su filtrado presenta menores dificultades que el del wander, pudiéndose realizar mediante PLLs. El jitter en las redes SDH es debido principalmente a las siguientes causas:

- Ajustes de puntero realizados para compensar la operación asíncrona de los diferentes nodos de la red. Es el más grave.
- Inserción de bits de justificación, proceso que se realiza cuando se mapea una señal asíncrona en la señal de transporte síncrona.
- Inserción de bits de gestión adicionales.
- Circuitos de recuperación de señal temporal mal alineados, ancho de banda de pulsos finitos y variaciones de umbral.

El jitter se mide normalmente en segundos, y los límites establecidos por la UIT para una salida de reloj de equipo SDH a 2 MHz son:

- En la banda de 20 Hz a 100 kHz : $2.44 \cdot 10^{-7}$ segundos.
- En la banda de 49 Hz a 100 kHz: $9.76 \cdot 10^{-8}$ segundos.

La transferencia de jitter en un elemento de red es el cociente de las amplitudes de los jitter de salida y de entrada frente a la modulación en frecuencia de jitter para una tasa de error dada. La ganancia de jitter normalmente se expresa en decibelios.

1.3.2. Wander

El wander es la fluctuación lenta de fase, considerando como tal aquella con componentes de frecuencias menores que 10 Hz. Representa las variaciones lentas de fase a largo plazo de los instantes

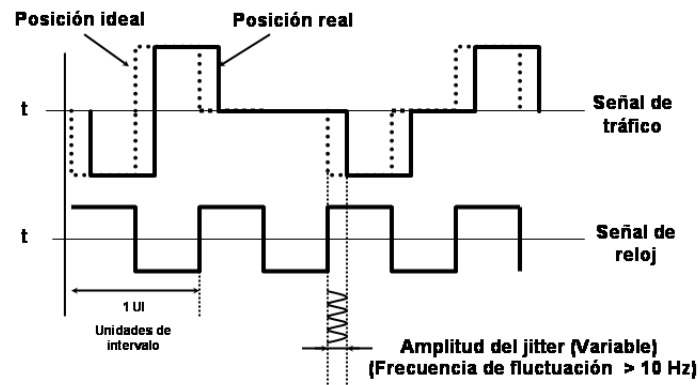


Figura 1.11: Jitter. Variación rápida de una señal sobre su posición ideal en el tiempo.

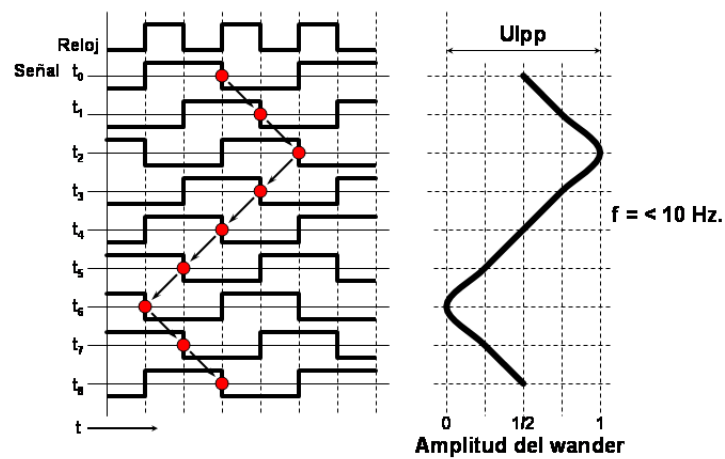


Figura 1.12: Wander. Variación lenta de una señal sobre su posición ideal en el tiempo.

significativos (cruces por cero) de una señal digital con respecto a su posición inicial. Se mide durante un intervalo de 60 segundos mediante filtros predefinidos, y sus unidades son intervalos unitarios (UI) cresta a cresta. En el caso de STM-1, el UI es 6.43 ns, en el caso de 2048 Kbps es de 488 ns. Existen tablas de valores editadas por la ITU-T donde se establecen los valores aceptables de wander en los diferentes regímenes binarios [65].

El wander representa la desviación de frecuencia a largo plazo y está relacionado con la estabilidad de la señal. Es especialmente dañino para los servicios, ya que una progresiva acumulación del mismo puede provocar una súbita saturación de las memorias de almacenamiento interno. Tiene frecuentemente una naturaleza cíclica coincidiendo con los ciclos térmicos diarios. Las memorias elásticas son capaces de compensar una determinada cantidad de wander, pero cuando esta cantidad es excedida, se producen errores de transmisión [35].

Una de las causas del wander son las variaciones en el retraso de propagación resultantes de los cambios de temperatura. La diferencia de temperatura en los enlaces ópticos hace variar el índice de refracción de la fibra y altera la velocidad de propagación de la señal óptica [11]. Debido a ello, el wander tiene efectos diurnos y estacionales que provocan variaciones de fase en un enlace de transmisión.

El wander provoca que en un enlace de comunicaciones puedan aparecer pulsos adicionales, situación denominada *almacenamiento de pulsos en el material*. Si definimos estos pulsos como $C_p(t)$, entonces se tiene que [79]:

$$C_p(t) = \frac{b_r L}{V_p} \quad (1.1)$$

donde b_r es el régimen binario, L la longitud del enlace y V_p la velocidad de propagación. Tanto la longitud como la velocidad de propagación pueden variar respecto al tiempo. Si denominamos $p(t)$ a la variación de fase entonces se tiene que:

$$p(t) = 2\pi \frac{dC_p(t)}{dT} \Delta T(t) = \frac{2\pi b_r}{V_p} \frac{\partial L}{\partial T} \Delta T(t) - \frac{2\pi b_r L}{V_p^2} \frac{\partial V_p}{\partial T} \Delta T(t) \quad (1.2)$$

donde $T(t)$ a función de tiempo generada por un reloj y T es la duración del intervalo de tiempo.

A partir de aquí, se puede definir un estimador del wander en unidades de tiempo:

$$wander = \frac{p(t)}{2\pi b_r} \quad (1.3)$$

Normalmente el wander se suele estimar a partir de medidas sobre parámetros indirectos de acuerdo con las recomendaciones de la UIT [67, 63], que se analizarán en la siguiente sección.

1.4. Caracterización y modelado de relojes en redes SDH

1.4.1. Definiciones

Las señales de sincronización pueden ser definidas como ondas senoidales sin pérdida de generalidad. En consecuencia, la señal de temporización $s(t)$ puede representarse matemáticamente como sigue [11]:

$$s(t) = A(t) \sin \Phi(t) \quad (1.4)$$

donde $A(t)$ es la amplitud instantánea y $\Phi(t)$ es la fase total de la señal. A partir de (1.4) se puede definir la frecuencia instantánea de una señal:

$$\nu(t) = \nu_{nom} + \nu_d(t) + \nu_a(t) \quad (1.5)$$

donde ν_{nom} es la frecuencia nominal de la señal, $\nu_d(t)$ es la desviación determinista y $\nu_a(t)$ es la desviación aleatoria. Se define el tiempo de un reloj como la medida de tiempo ideal t proporcionada por ese reloj. La función de tiempo $T(t)$ generada por un reloj se define matemáticamente como:

$$T(t) = \frac{\Phi(t)}{2\pi\nu_{nom}} \quad (1.6)$$

El error de tiempo de un reloj, con respecto a un patrón de frecuencia, es la diferencia entre el tiempo de ese reloj y el del patrón de frecuencia. La función de error de tiempo $x(t)$ entre un reloj que genera el tiempo $T(t)$ y un reloj de referencia que genera el tiempo $T_{ref}(t)$, se define matemáticamente como:

$$x(t) = T(t) - T_{ref}(t) \quad (1.7)$$

En un nivel de definición puramente abstracto, se puede considerar que el patrón de frecuencia es ideal, es decir, se puede suponer $T_{ref}(t) = t$. Como en las mediciones no es posible disponer de un tiempo ideal, el error de tiempo ideal no tiene interés práctico. El error de tiempo es la función básica por la cual se pueden calcular diferentes parámetros de estabilidad. El conocimiento continuo de la función $x(t)$ no es prácticamente asequible, razón por la cual se utilizan para este fin secuencias de muestras equiespaciadas de $x(t)$.

En señales de temporización reales, $\Phi(t)$ se modela como:

$$\Phi(t) = \Phi_0 + 2\pi\nu_{nom}(1 + y_0)t + \pi D\nu_{nom}t^2 + \varphi(t) \quad (1.8)$$

donde:

- Φ_0 es la desviación de fase inicial.
- y_0 es la desviación de frecuencia relativa con respecto al valor nominal (debido principalmente a la precisión de frecuencia finita del reloj).
- D es la velocidad de la deriva de frecuencia relativa lineal (que representa los efectos de envejecimiento del oscilador) y D_{ref} es la correspondiente al reloj de referencia.
- $\varphi(t)$ es la componente de desviación de fase aleatoria y $\varphi_{ref}(t)$ es la correspondiente al reloj de referencia.

Basado en la definición de error de tiempo y el modelo anterior de $\Phi(t)$, resulta el siguiente modelo para $x(t)$:

$$x(t) = x_0 + (y_0 - y_{oref})t + \frac{D - D_{ref}}{2}t^2 + \frac{\varphi(t) - \varphi_{ref}(t)}{2\pi\nu_{nom}} \quad (1.9)$$

Si se supone que para la medición de $x(t)$ se aplica la configuración de relojes independientes y que el reloj de referencia se elige correctamente (es decir, todas sus fuentes de degradación son despreciables comparadas con las del reloj sometido a prueba), el modelo $x(t)$ se reduce a:

$$x(t) = x_0 + y_0 t^2 + \frac{D}{2} t^2 + \frac{\varphi(t)}{2\pi\nu_{nom}} \quad (1.10)$$

Considerando solamente la componente de ruido aleatorio, y eliminando los componentes deterministas, $x(t)$ queda como:

$$x(t) = \frac{\varphi(t)}{2\pi\nu_{nom}} \quad (1.11)$$

$x(t)$ se denomina entonces *desviación aleatoria de fase*. Se puede introducir una nueva cantidad que denominaremos *desviación aleatoria fraccional de frecuencia* (en inglés, *random fractional frequency deviation*) y que se define como:

$$y(t) = \frac{1}{2\pi\nu_{nom}} \frac{d\varphi(t)}{dt} \quad (1.12)$$

Ambas cantidades, $x(t)$ e $y(t)$, representan las fluctuaciones de frecuencia y fase de un reloj, y se utilizan para la obtención de los parámetros de calidad establecidos por la UIT.

1.4.2. Estimadores estadísticos de la calidad de la sincronización

La UIT-T, en la recomendación G.810 [67], establece una serie de parámetros para la especificación de la calidad de la sincronización de los interfaces digitales, los cuales se obtienen a través de una serie de estimadores que utilizan muestras x_i de la desviación aleatoria de fase, y que son los siguientes:

- Desviación de Allan (ADEV).
- ADEV modificada (MADEV).
- Desviación en el tiempo (TDEV).
- Valor cuadrático medio del error de intervalo de tiempo (TIE_{rms}).
- Error de intervalo de tiempo máximo (MTIE).

Las expresiones analíticas de cada uno de estos parámetros se muestran a continuación.

$$ADEV(\tau) = \sqrt{\frac{1}{2n^2\tau^2(N-2n)} \sum_{i=1}^{N-2n} (x_{i+2n} - 2x_{i+n} + x_i)^2} \quad \text{para } n = 1, 2, \dots, \left\lfloor \frac{N-1}{2} \right\rfloor \quad (1.13)$$

$$MADEV(\tau) = \sqrt{\frac{1}{2n^4\tau_0^2(N-3n+1)} \sum_{j=1}^{N-3n+1} \left[\sum_{i=j}^{n+j-1} (x_{i+2n} - 2x_{i+n} + x_i)^2 \right]} \quad \text{para } n = 1, 2, \dots, \left\lfloor \frac{N}{3} \right\rfloor \quad (1.14)$$

$$TDEV(\tau) = \sqrt{\frac{1}{6n^2(N-3n+1)} \sum_{j=1}^{N-3n+1} \left[\sum_{i=j}^{n+j-1} (x_{i+2n} - 2x_{i+n} + x_i)^2 \right]} \quad \text{para } n = 1, 2, \dots, \left\lfloor \frac{N}{3} \right\rfloor \quad (1.15)$$

$$TIE_{rms}(\tau) = \sqrt{\frac{1}{N-n} \sum_{i=1}^{N-n} (x_{i+n} - x_i)^2} \quad \text{para } n = 1, 2, \dots, N-1 \quad (1.16)$$

$$MTIE(\tau) = \max_{1 \leq k \leq N-n} \left[\max_{k \leq i \leq k+n} x_i - \min_{k \leq i \leq k+n} x_i \right] \quad \text{para } n = 1, 2, \dots, N-1 \quad (1.17)$$

donde $\tau = n\tau_0$ es el intervalo de observación y N es el número de valores utilizado en el estimador.

1.5. Supervisión y medida de la sincronización

A nivel práctico, la mayoría de las especificaciones se basan en el parámetro TDEV (o en su cuadrado TVAR) y en el MTIE, para la estimación de los cuales se dispone de eficientes algoritmos [11, 13, 27].

En el caso concreto del wander, el aspecto más crítico de la sincronización, el TDEV da una indicación de la potencia espectral de ruido presente en el reloj y se expresa en unidades de tiempo.

Están identificados cinco tipos de ruido en relojes [42], cada uno de ellos con una relación de proporción con respecto a la frecuencia de la señal, y que son los siguientes:

- Ruido *random walk* (f^{-4}): es difícil de medir, ya que generalmente está muy cerca de la portadora. Este tipo de ruido tiene su origen en el medio ambiente o en perturbaciones tales como choques mecánicos, vibraciones o cambios de temperatura.
- Ruido *flicker frequency modulation* (f^{-3}): típicamente se relaciona con el mecanismo de resonancia física de un oscilador activo o con fenómenos de determinados componentes electrónicos o propiedades ambientales.
- Ruido *white frequency modulation* (f^{-2}): se encuentra muy comúnmente en resonadores pasivos estándares de frecuencia. Éstos contienen un oscilador esclavo, a menudo de cuarzo, que se engancha a frecuencia de resonancia de otro dispositivo, el cual a su vez se comporta como un filtro de alto factor de calidad. Los estándares de cesio y rubidio presentan este ruido.
- Ruido *flicker phase modulation* (f^{-1}): relacionado con resonancias físicas del oscilador, aunque principalmente es producido por ruido electrónico. Este tipo de ruido es común incluso en osciladores de muy alta calidad, por lo que se emplean amplificadores con el fin de elevar la amplitud de la señal hasta el nivel deseado. Para reducir este ruido, debe emplearse realimentación negativa y circuitos integrados de bajo ruido.
- Ruido *white phase modulation* (f^0): es un proceso de banda ancha y tiene poco que ver con los mecanismos de resonancia. Probablemente esté producido por un fenómeno similar al que produce el ruido *flicker tipo phase modulation*, que se puede producir en las etapas amplificadoras.

En la Figura 1.13 se muestra la densidad espectral de potencia de cada una de las clases de ruido. El ruido de un oscilador se puede representar en el dominio de la frecuencia mediante su densidad espectral de potencia $S_x(f)$, medida en $[rad^2/Hz]$, en los siguientes términos:

$$S_x(f) = \begin{cases} \frac{1}{(2\pi)^2} \sum_{\alpha=-4}^0 h_{\alpha+2} f^{\alpha} & 0 \leq f \leq f_h \\ 0 & f > f_h \end{cases} \quad (1.18)$$

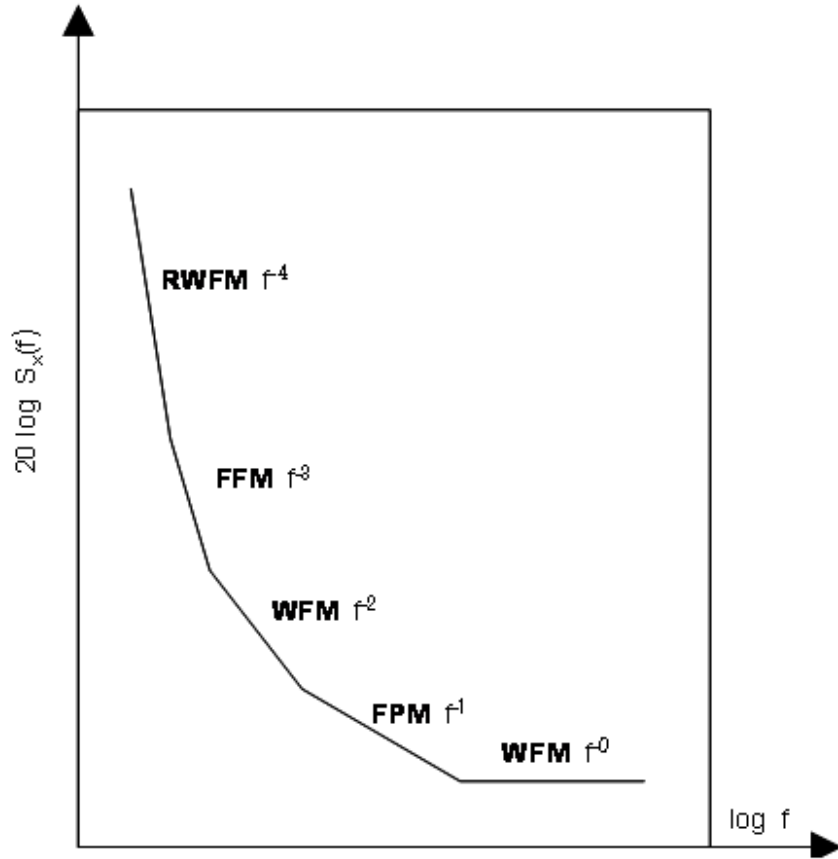


Figura 1.13: Contribución de los diferentes tipos de ruido a la densidad espectral del mismo.

donde los coeficientes h_{-2} , h_{-1} , h_0 , h_{+1} y h_{+2} son parámetros dependientes del dispositivo, y f_h es la frecuencia de corte superior de la banda de ruido que depende del filtro paso bajo del oscilador y de las etapas amplificadoras de salida [98].

El TDEV, introducido en la Sección 4.2, es un parámetro particularmente útil, dado que además de representar la medida de la variación de tiempo prevista de una señal en función del tiempo de observación, también puede suministrar información sobre el contenido espectral del ruido [67]. Se ha observado que converge para las clases de ruido anteriormente expresadas, es decir que los estadísticos obtenidos se hacen más consistentes según se aumenta el número de muestras. En la Tabla 1.2 se muestran las equivalencias gráficas entre el TDEV y la densidad espectral de ruido [15].

Existe una relación aproximada entre la densidad espectral de ruido $S_x(f)$ y el TDEV, que es como sigue [11].

$$S_x(f) = \frac{0.75}{f} \left(TDEV \left(\frac{0.3}{f} \right) \right)^2 \quad (1.19)$$

El MTIE es definido por la UIT como "la variación de retardo cresta a cresta máxima de una de-

Tabla 1.2: Tipos de ruido en relojes.

Tipo de ruido	Pendiente TDEV	Pendiente $S_x(f)$
White phase modulation	$\tau^{-1/2}$	f^0
Flicker phase modulation	τ^0	f^{-1}
White frequency modulation	$\tau^{1/2}$	f^{-2}
Flicker frequency modulation	τ	f^{-3}
Random walk frequency modulation	$\tau^{3/2}$	f^{-4}

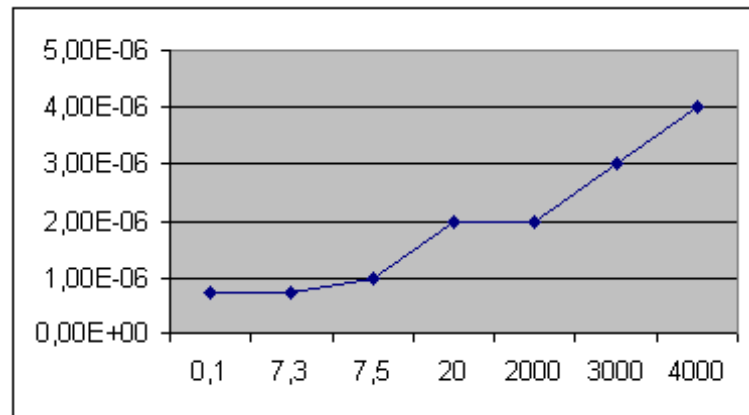


Figura 1.14: Ejemplo de una medida del error máximo en un intervalo de tiempo (MTIE). En el eje vertical se representa el máximo error temporal en segundos y en el eje horizontal el intervalo de observación en segundos.

terminada señal de temporización con respecto a una señal de temporización ideal durante un tiempo de observación para todos los tiempos de observación de esa duración dentro del periodo de medición". Un ejemplo típico se muestra en la Figura 1.14 donde se refleja el carácter acumulativo de dicha medida. Intuitivamente, el MTIE representa la desviación acumulada de frecuencia a lo largo del tiempo, y resulta de utilidad a la hora de dimensionar las memorias de almacenamiento intermedio.

1.6. Principios de diseño de una red de sincronización

La aplicación directa de esta Tesis es el modelado de la red de sincronización de una red de comunicaciones de tipo corporativo, basada fundamentalmente en enlaces de fibra óptica con tecnología SDH y con aproximadamente 400 nodos, que sirve de infraestructura para servicios de telecomunicación establecidos mediante conmutación de circuitos y de paquetes. Esta red dispone de unos niveles de disponibilidad del 99,95 % del tiempo anual. Partiendo de la base que la capa de transmisión está constituida por una red SDH, se considera necesaria la distribución de la temporización de manera que todos los elementos de la red reciban una señal de sincronización trazable a un reloj de referencia primaria [90]. A continuación se describen las condiciones de diseño, tanto teóricas como heurísticas, así como las restricciones a aplicar a la hora de modelar una red de sincronización. Lo que se describe es una serie de

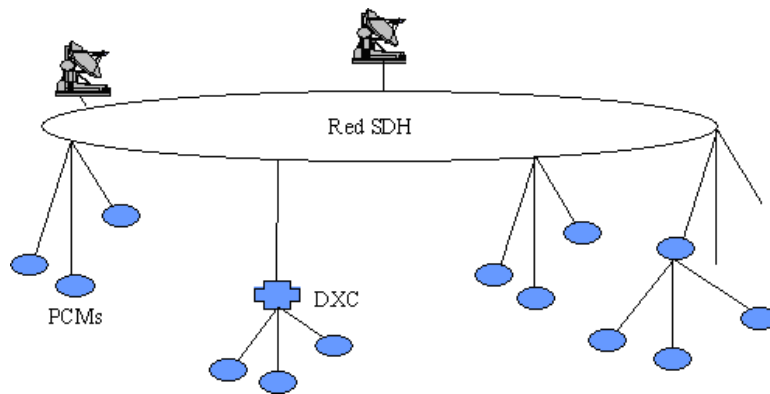


Figura 1.15: Transporte de la señal de sincronización.

procedimientos generales extraídos o bien a partir de la experiencia propia, o bien de recomendaciones de integradores de red [1].

La red de comunicaciones objeto de este estudio se establecerá con un arquitectura jerárquica despótica (en inglés *Hierarchical Master-Slave*), disponiendo de una estructura de sincronización en forma de árbol. Existirá una capa superior con relojes primarios acordes con la recomendación G.811 (PRCs) que a su vez gobernará una capa de relojes esclavos (SSU) sincronizados a la señal maestra pero a su vez equipados con relojes G.811 (tipo GPS). Estos suministrarán la sincronización a los elementos de red. Este esquema de sincronización es frecuentemente utilizado en redes de operadores [11].

A partir de dichas referencias primarias, se distribuirá una señal de sincronización a toda la red. Como red de transporte de la señal de sincronización se utilizará la propia red de SDH. Los equipos SDH permiten la recuperación de la temporización a partir de una señal óptica STM-N. Dicha señal de temporización se puede extraer físicamente en todos los equipos en forma de onda cuadrada de 2 MHz (G.703/10) [71]. La propia red SDH incorpora mecanismos de recuperación y respaldo que permiten el correcto transporte de la señal de tiempos. Como mecanismo adicional de protección de la sincronización se dispone de la utilización sistemática del bit S1 de la trama SDH. Mediante dicho mecanismo, resulta posible prevenir la formación de bucles de sincronización.

El diseño de la sincronización de la red de comunicaciones en esta Tesis se basará en los siguientes principios:

- Evitar la utilización de señales de 2 Mbps afectadas por procesamiento de punteros como señales de referencia de sincronización. Dicho requisito está expresado de manera explícita en las recomendaciones de la UIT-T [68].
- Establecer la misma referencia para todos los relojes de los equipos SDH.
- Evitar bucles de sincronización.
- Reducir tránsitos en la distribución de la señal de sincronización.

Según las recomendaciones de la ITU-T, las cadenas de sincronización deben tener un máximo de 20 nodos de comunicaciones entre regeneradores de reloj (SSU) (G.812) con un máximo de 10 segmentos de 20 nodos cada uno [92].

Dentro de cada instalación, la distribución de la señal de sincronización se hará en forma ramificada desde los nodos SDH en los cuales se extrae la señal de sincronización desde su salida externa a 2 MHz. Es preferible utilizar las facilidades dedicadas exclusivamente a la señal de sincronismo, a fin de evitar que la señal de sincronismo sea afectada por modificaciones en el enrutamiento de la red. Los elementos críticos a sincronizar dentro de la red plesiócrona son los multiplexores de primer orden (PCMs). En dichos equipos, todas las señales tributarias tienen que estar sincronizadas a los espacios de carga de la trama a 2 Mbps, no existiendo posibilidad de justificación, al contrario de lo que sucede en los niveles superiores [35].

1.6.1. Transporte de la sincronización

La red de transporte de sincronización será la propia la red de tráfico SDH con todos los relojes sincronizados a una referencia primaria. No se considera ningún transporte fuera de banda con una red física paralela. Se utilizará cada equipo SDH como una fuente de sincronización dentro de cada instalación. De esta manera, se establecerá una red de transmisión de señal de sincronización paralela a la red de transmisión de datos y embebida dentro de la misma. Dicha red de transmisión de sincronización no supone en absoluto la ocupación de ningún recurso de transmisión, ya que la señal de sincronización se transportará mediante las facilidades específicas que el SDH dispone para ello. El esquema general del transporte de la sincronización se muestra en la Figura 1.15.

1.6.2. Distribución de la sincronización

La distribución en cada instalación de la señal de sincronización ha de ajustarse a una topología de estrella. Cada uno de los equipos SDH dispone de un reloj de cuarzo, el cual filtra el jitter de la referencia de tiempos y suministra al elemento de red SDH una capacidad de retención de la calidad de sincronismo de aproximadamente 15 segundos en modo libre. Los equipos de transmisión disponen de una salida de sincronización tipo onda cuadrada, tal y como está expresado en la recomendación G.703/10. Sin embargo, dicha salida resulta cuantitativamente insuficiente para sincronizar las ramas plesiócronas que entroncan con los nodos SDH. La solución a esta situación puede ser variada:

- *Instalación de una SSU.* Dicha solución es la mejor técnicamente, dado que dicha SSU no solamente distribuiría la señal, sino que la filtraría y mejoraría sus características. No obstante es una solución bastante onerosa.
- *Instalación de tarjetas distribuidoras de señal de sincronización.* Consiste en emplear tarjeta pasivas programables con varias entradas y salidas y un oscilador local de cuarzo, el cual es gobernado por las entradas.
- *Distribuir en cascada la señal de sincronización.* Este es el método más barato, aunque presenta el inconveniente de introducir una progresiva degradación de la señal de reloj en cada salto de la cascada de sincronización.

Esquema de sincronización de nodo con SSU

Los equipos SDH tienen tarjetas de sincronización externa que permiten tanto extraer como introducir una señal cuadrada de sincronización a 2 MHz. Esta señal se introduce en la SSU como fuente

primaria. A partir de ahí, la SSU distribuye la señal de sincronización filtrada a:

- Equipos PCM.
- Equipos SDH de orden inferior.
- Centrales de conmutación.
- Equipos de usuarios.

Esquema de sincronización en nodo SDH sin SSU

Si no existe una SSU en la instalación, se sincronizan directamente los equipos desde la salida de sincronización del equipo SDH. El panel de distribución simplemente actúa como un repetidor pasivo de la señal de sincronización, sin realizar ningún tipo de regeneración o filtrado. Si no dispusiéramos de panel de distribución, habría que sincronizar los PCM en cascada, conectando la salida de sincronización de uno a la entrada del siguiente. Esta configuración tiene el inconveniente que introduce degradación progresiva en la señal de sincronización.

1.6.3. Sistema de sincronización en anillo

Una de las configuraciones típicas de la tecnología SDH es el anillo. En este caso, el diseño de la sincronización ha de realizarse evitando bucles en el encaminamiento de la señal de sincronización.

En la Figura 1.16 se muestra un ejemplo de cómo establecer un sistema de sincronización en un anillo de 7 equipos, en el cual existen un reloj maestro y dos SSU. La señal de sincronización del anillo se distribuirá a partir del nodo sincronizado por el reloj maestro a través de su entrada externa. A partir de aquí, y mediante dos ramales, se distribuirá la señal de sincronización a los nodos SSR, LOE y MOT, por un lado, y a DRC, GAL y MOR por otro. De esta manera, se evitan los bucles de sincronización, y una señal de sincronización trazable a un reloj maestro llega a todos los equipos.

Como segunda referencia, en cada nodo se utilizará el reloj de cada uno de los equipos. En caso de pérdida de referencia primaria, dicho reloj mantendrá la calidad de la señal anterior durante cierto tiempo. Cuando se recupera la señal de referencia primaria, el equipo conmuta automáticamente a dicha referencia, restableciéndose el esquema de sincronismo inicial. En el caso que la pérdida de la señal de sincronismo primaria se prolongue durante más de 24 horas, la calidad de la señal de sincronización sufre una degradación progresiva, si bien con el filtrado que realizan las SSU la calidad se mantendrá en un nivel aceptable de calidad (reloj secundario o *stratum* 2). En estas condiciones, el mecanismo de punteros del SDH manejaría perfectamente la situación, si bien el único problema sería un aumento de los saltos de puntero que provocaría cierta cantidad de jitter, el cual de todas maneras se mantendría dentro de las especificaciones.

Si se produjese un corte entre un nodo sin SSU y un nodo con SSU, en este caso gracias a la SSU de respaldo los dos nodos aguas debajo del corte mantendrán la calidad de reloj secundario durante 3 días. Pasado dicho tiempo, solamente dos nodos mantendrán con calidad de reloj local de cuarzo, situación perfectamente manejable por el mecanismo de ajustes de puntero del SDH. Solamente a partir del tercer día de corte habrá cierto impacto sobre la calidad del tráfico del anillo, aunque ésta pasará desapercibida para la mayoría de los servicios.

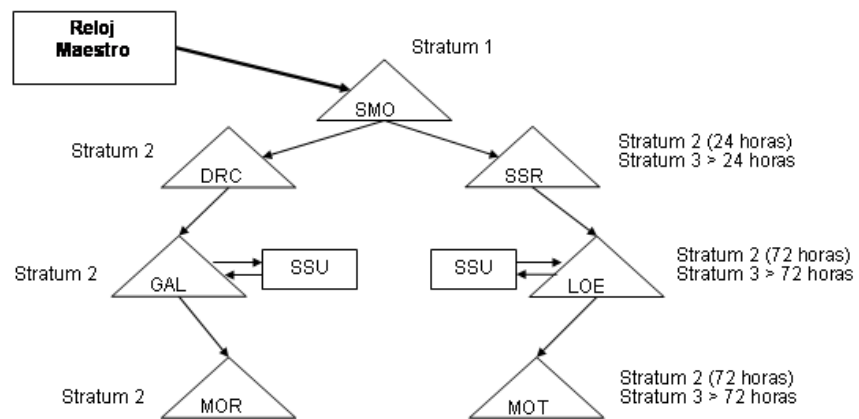


Figura 1.16: Ejemplo de sincronización en anillo en redes SDH (ver texto para explicación).

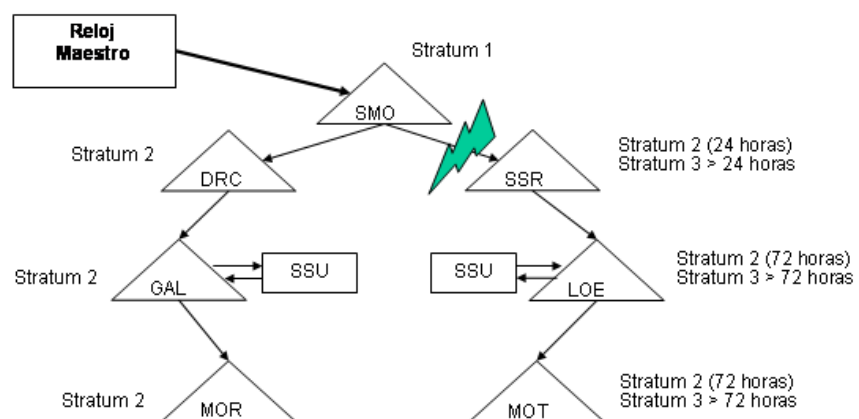


Figura 1.17: Caso 1 de sincronización de anillo SDH con ruptura.

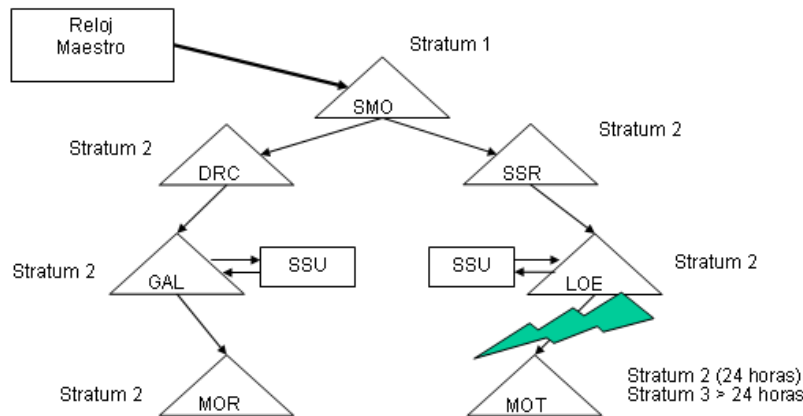


Figura 1.18: Caso 2 de sincronización de anillo SDH con ruptura.

Si se produjese un corte entre un nodo sin SSU y el nodo maestro, como se muestra en la Figura 1.17, solamente el nodo sin SSU quedaría sincronizado por su propio reloj de cuarzo. El resto de la red mantiene las características de reloj secundario.

Si el corte fuese entre un nodo con SSU y un nodo a su vez sincronizado por aquél gracias a la SSU de respaldo (Figura 1.18), los nodos aguas abajo del que ha perdido la sincronización del nodo maestro mantendrán la calidad de reloj secundario durante un día. Pasado dicho tiempo, estarán con calidad de reloj local, situación perfectamente manejable por el mecanismo de ajustes de puntero del SDH. Únicamente a partir del tercer día de corte habrá cierto impacto sobre la calidad del tráfico del anillo, aunque ésta pasará desapercibida para la mayoría de los servicios.

1.6.4. Sincronización SDH con configuración en bus

Se analiza a continuación el caso de una distribución de la sincronización lineal (Figura 1.19). Es conveniente instalar un reloj maestro o una SSU en la cabecera del bus y SSU de refuerzo a lo largo del bus, con objeto de reforzar la calidad de dicha señal filtrando las características indeseadas de wander y jitter. El número de nodos ha de ser inferior a 20, de acuerdo con las recomendaciones de la ITU-T [66]. Teniendo toda la ruta sincronizada a un reloj trazable a calidad de reloj primario, se dispone de un reloj de calidad secundaria en cada nodo SDH. En este caso, la estructura lógica de la sincronización es que los equipos tengan como primera fuente de sincronización el agregado que mira al nodo cabecera, como segunda el agregado que mira al otro extremo y como tercera el reloj interno del propio equipo. Se puede emplear la programación del bit SSM, de manera que, con un diseño adecuado, se evitaría la

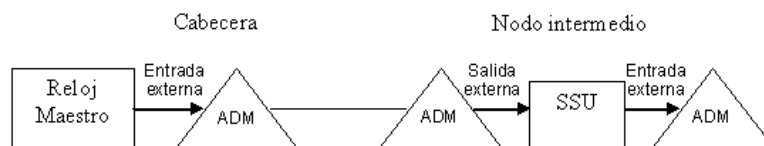


Figura 1.19: Sincronización de un bus SDH.

formación de bucles de sincronización debido a varias rupturas consecutivas en la fibra.

1.6.5. Sincronización de multiplexores de primer orden

Los multiplexores de primer orden (Figura 1.20), también denominados multiplexores primarios, bancos de canales, multiplexores PCM o simplemente PCMs, son dispositivos que reciben canales de datos de tasas relativamente pequeñas (9600 bps, 64 Kbps, canales analógicos de ancho 4 KHz, etc) y utilizando modulación mediante impulsos codificados, la integran en una trama de 2 Mbps con estructura de E1 [71]. Dado que la trama de 2 Mbps es perfectamente síncrona, la sincronización de dichos dispositivos es crítica para la calidad de los servicios. Como criterio general, la sincronización de los multiplexores PCM se realiza de la siguiente manera, por orden de prioridad:

- En el caso que un PCM esté ubicado en la misma instalación que un equipo SSU, recibirá la sincronización a través de una salida de sincronización del mismo.
- Si un PCM no sincronizado en local con SDH ó SSU está interconectado a través de equipamiento plesiócrono con un SDH, puede sincronizarse en recepción con éste.
- Un PCM interconectado con otro PCM sincronizado según alguno de los principios anteriores puede recibir la sincronización de éste en recepción, siempre que estén interconectados mediante equipamiento plesiócrono.
- Un PCM puede recibir la sincronización a través de la salida externa de sincronización de un PCM si éste está sincronizado en recepción a una fuente trazable a un reloj de *stratum* 2.

En la red física que inspira este trabajo, se ha observado empíricamente que dos multiplexores PCM interconectados que no tomaban la sincronización del SDH introducían deslizamientos, y ha sido necesario sincronizarlos mediante la salida de sincronización del SDH.

En el caso que se transiten canales en banda base entre PCMs ubicados en la misma instalación, es necesario que ambos estén sincronizados entre sí, preferentemente a través de su entrada externa de sincronización. En caso contrario se producirán posiblemente deslizamientos y aumentará la tasa de error. Esto no sucede con canales de voz, en los cuales los deslizamientos no son tan dañinos. Los multiplexores PCM, de manera análoga a los equipos SDH, típicamente tienen entradas y salidas externas de sincronización. Asimismo pueden sincronizarse desde un canal o desde su propio reloj interno.

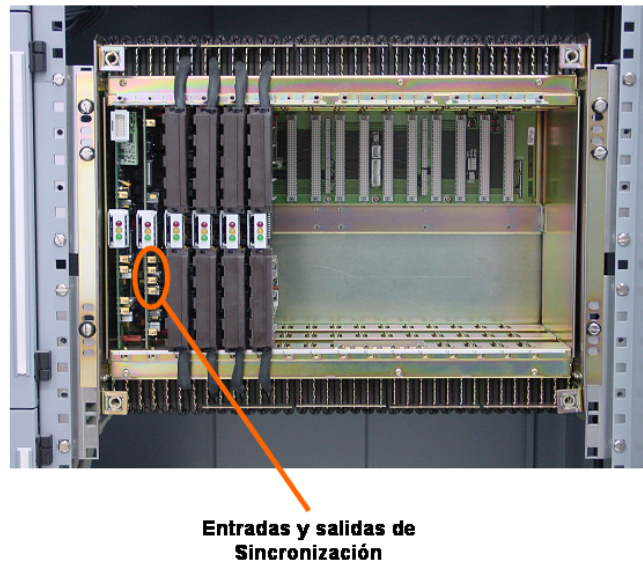


Figura 1.20: Multiplexor PCM.

1.7. Perspectiva sobre el diseño de redes de sincronización

El problema de obtener una red óptima de sincronización no se ha resuelto de una manera homogénea ni sistemática. Existen sistemas de gestión desarrollados por los fabricantes de equipos que proporcionan facilidades a la hora de gestionar la sincronización y que, sin embargo, presentan la limitación de estar diseñados para una sola tecnología. Más aún, muchas veces la optimización de recursos físicos queda fuera de su alcance. Ha habido por parte de los operadores de telecomunicaciones desarrollos realizados a medida que han ido apareciendo los problemas para subsanar deficiencias en sincronización. Dichos esfuerzos normalmente incurren en costes que crecen de manera desmesurada con las tecnologías involucradas y a la funcionalidad requerida, derivando en no pocos casos en la adquisición e instalación indiscriminada de equipamiento de sincronización [1].

Otra de las situaciones que se encuentran en redes de telecomunicaciones es el diseño de una estructura de sincronización que, en condiciones normales, llega correctamente a todos los elementos de red, y que, sin embargo, ante reconfiguraciones en la red se pierde la trazabilidad a un reloj maestro y se pueden producir situaciones no deseadas. Existen casos como el de un operador móvil europeo que al producirse un reencaminamiento del tráfico hacía que el 25 % de su red estuviese sincronizada a través de un reloj de cuarzo de un nodo periférico. Conforme las posibilidades de reconfiguración aumentan, nos encontramos ante un problema combinatorial extraordinariamente complejo. En muchas redes de telecomunicación, la distribución de la sincronización sigue la forma de un árbol, la cual evita la aparición de bucles. El problema de esta configuración, ya clásica, aparece ante los cortes, en cuyo caso la solución es que la parte aislada de la red quede sincronizada con sus relojes locales. Según la calidad requerida para los servicios soportados, esto puede ser o no asumible [31].

En este trabajo se busca un método que permita una formulación más exhaustiva y detallada de la sincronización que las consideradas tradicionalmente. Se establecerá un modelo de datos, se plantearán una serie de restricciones y se empleará una serie de algoritmos para obtener la solución más simple que garantice una correcta sincronización. En la presente Tesis se utilizan técnicas de aprendizaje estadístico para obtener la solución al problema de la sincronización de una red de telecomunicación dada su sencillez y eficiencia. Mediante un modelado con técnicas de inteligencia artificial se pretende abordar al problema que consiste en determinar las rutas de sincronización posibles para un nodo de red, ordenadas según una métrica compuesta de calidad y disponibilidad.

Uno de los factores a minimizar es el número de equipos SSU necesarios. Un factor a considerar son las longitudes de las cadenas de sincronización impuestas por la ITU-T. Una estimación de la calidad de la sincronización se obtendrá mediante un modelo de los equipos de transmisión, enlaces y SSU desplegados en la red teniendo en cuenta solamente este enfoque nos encontraríamos con un problema de ubicación de recursos, el cual en sí mismo es un problema combinatorial difícil de resolver, que puede afrontarse mediante técnicas de algoritmos genéticos o *simulated annealing* [34]. La resolución del problema de la sincronización en base únicamente al despliegue de SSU es una estrategia incompleta, a veces utilizada por operadores y con resultados impredecibles y siempre costosos.

Otro enfoque del problema es el diseño de la red en función de algún parámetro concreto. Éste es un problema más clásico, y existen numerosos trabajos relacionados. No obstante, apenas ningún operador considera la sincronización como la fuerza directora del despliegue de red, sino que el proceso típico es considerar una matriz de tráfico a partir de la cual establecer una red de telecomunicaciones con restricciones de tipo físico y económico. El proceso puede realizarse de una manera manual o bien mediante diferentes técnicas como la búsqueda exhaustiva o algoritmos de inteligencia artificial [59] [97]. Es más correcto suponer que la red de telecomunicación es en sí misma una condición de contorno sobre la cual desplegar una red en paralelo, la de la propia sincronización con una métrica independiente.

1.8. Trabajos relacionados

El problema de establecer una red sincronización que se pretende abordar abarca diferentes disciplinas, tales como la optimización de red, el análisis de la calidad de la sincronización y el aprendizaje estadístico. A continuación se describen brevemente las principales aportaciones que se han tenido en cuenta en este trabajo.

1.8.1. Sincronización de redes de telecomunicación

Se han realizado modelos y estudios teóricos, así como la aplicación de algoritmos, a la búsqueda de la sincronización bajo unas determinadas limitaciones [60]. Hay arquitecturas de sincronización basadas en el mecanismo de intercambio de mensajes de información de la sincronización entre equipos SDH [22]. En estos casos, el problema queda circunscrito a las redes SDH de un mismo fabricante y, con una relativa complejidad de la red, fácilmente derivan en un problema combinatorial. Existen asimismo modelos centrados en redes corporativas como la propuesta en esta Tesis [78], si bien no se han encontrado referencias de casos concretos de aplicaciones de técnicas de inteligencia artificial al problema de sincronización de redes de comunicaciones.

Uno de los aspectos críticos a la hora de elaborar un modelo que permita predecir la disponibilidad de

una red de sincronización es predecir el impacto de un elemento de la red de telecomunicaciones en la calidad de la señal de sincronización cuando dicho elemento forma parte de una cadena de sincronización. Existen modelos teóricos de estimación de parámetros tales como el TIE [80] o el impacto que los saltos de puntero en la trama SDH tienen en la calidad de la sincronización de un equipo [10]. Hay también prototipos que simulan elementos de la red de sincronización teniendo en cuenta las degradaciones de fase [5]. En este campo, las aportaciones de fabricantes han sido importantes [2].

Desde un punto de vista de la planificación, en [83] se muestra una guía para establecer un sistema de sincronización de una red SDH con implicaciones en el diseño de la topología de la misma. En la misma línea, en [84] se da una breve descripción de las redes de transporte de sincronización basada en los conceptos de capas y particiones propios del SDH, y se sugiere una topología para la sincronización de redes basada en las características de la red de transporte.

En [21] se analiza el problema de cómo integrar una estructura de sincronización en un sistema tolerante a fallos internos y externos. En dicho trabajo se propone un nuevo algoritmo que proporciona tanto fuentes externas como internas para la sincronización del reloj en función del número de relojes de referencia operativos. El algoritmo también optimiza la desviación máxima de referencia de los relojes de servidores no enganchados a la referencia primaria de tiempos. En [93] se consideran los principios básicos para la planificación de la sincronización de redes con asignación parcial a los relojes de referencia primaria. En [81] se discute la estructura de la sincronización de una red SDH utilizando como criterio la inestabilidad de reloj del equipo SDH, considerando el rendimiento teórico y el cálculo de la raíz cuadrada media del error de referencia temporal a la salida de los equipos con el objetivo de desarrollar una red de sincronización capaz de filtrar y distribuir una señal de referencia de alta calidad.

Finalmente, en [43] se desarrolla un nuevo método para medir con precisión las desviaciones en el transporte de una señal de referencia, aplicado a los contenedores tipo CV-3 y se analizan además las características de demora causada por operaciones de puntero.

1.8.2. Optimización de redes

La optimización de redes es un problema clásico, y varios trabajos han sido elaborados con el objeto de obtener el diseño de la red más eficiente bajo determinadas restricciones. En [51] se formula una optimización multiobjetivo con el fin de maximizar la estimación de la disponibilidad de una red y minimizar la varianza asociada utilizando simulaciones de Monte-Carlo y algoritmos genéticos para determinar la topología. En otros trabajos analizados, el diseño de la topología se realiza mediante algoritmos evolutivos [59]. En [56] se analiza el impacto que la caída y reposición de un enlace tienen en el coste de la configuración de una red de telecomunicaciones, con el resultado que el coste es prácticamente independiente de los recursos utilizados para aumentar la fiabilidad de la red si al realizar el diseño los elementos de red, la capacidad de los enlaces y las rutas de protección son simultáneamente optimizadas. En [97] se analiza una aproximación formal al problema de determinar la topología de una red troncal a partir de una matriz de tráfico y determinadas restricciones, tales como la estructura física de la red y los puntos de acceso. En [32] se describe un proceso para establecer una red donde un modelo determinista estático es usado para obtener los requerimientos de ancho de banda e identificar el funcionamiento en el peor caso. Se emplea un modelo de aprendizaje estadístico para verificar los resultados y obtener los parámetros de red a nivel de protocolo y capas de aplicación.

En el campo de las redes conmutadas, en [46] se presenta un algoritmo de enrutamiento en tiempo

real que minimiza el coste global de una red, con la restricción que el retardo desde cualquier fuente a cualquier destino no sea inferior a una cantidad dada. Este algoritmo se inspira en el modelo heurístico del *spanning tree*. En este campo de las redes conmutadas de paquetes hay numerosos trabajos sobre optimización, aunque esta rama se aleja del problema a afrontar aquí que situaremos en la conmutación de circuitos.

Con mucha implicación con los desarrollos que se presentarán en la presente Tesis cabe citar el trabajo realizado en [8] donde se presenta un algoritmo para determinar rutas diversas en una red.

El estudio del diseño de redes se ha realizado también en otros campos diferentes de las telecomunicaciones tales como la distribución de energía eléctrica con trabajos tales como [53], [36] y [55]. Estos modelos, sustancialmente diferentes al que se pretende desarrollar, acometen del diseño de la red con las condiciones de contorno que establece la demanda demanda eléctrica, con un entorno físico de red prácticamente establecido a priori y con la fiabilidad como principal objetivo. En [53] se acomete la búsqueda de la red más fiable con *Tabu search*, en [36] se realiza una búsqueda a partir de simulaciones y en [55] se emplea la teoría de juegos.

1.8.3. Redes tolerantes a fallos

Otra de las facetas relacionadas con el presente trabajo se sitúa en el campo de los sistemas tolerantes a fallos [82], con aplicación específica en las redes de transmisión SDH desde el punto de vista de fallos en enlaces. El objetivo es transportar una señal de sincronización a todos los puntos de una red de telecomunicación, con una tolerancia a fallos que permita el reencaminamiento de dicha señal en caso de que una avería afecte al transporte de la misma. En [25], con aplicación a una red completamente óptica, se modela la probabilidad de fallo de los combinadores ópticos (no la probabilidad de corte de enlace). Se toman como variables observadas los valores de las potencias ópticas de salida de los combinadores, y a partir de ellos se modela la probabilidad de que un combinador se averíe y provoque fallos en la red. Uno de los puntos críticos de este trabajo consiste en que no se puede disponer fácilmente de medidas de la potencia óptica y es necesario realizar predicciones en base a pocas medidas. Hay también trabajos con redes bayesianas en el campo de los sistemas tolerantes a fallos con aplicaciones para el cálculo de disponibilidades [99].

En el ámbito específico de las telecomunicaciones, existen varios estudios sobre la gestión de fallos en redes de telecomunicación, algunos de ellos en colaboración con fabricantes de equipos SDH. Uno de estos trabajos tiene como objetivo el diagnóstico de la causa más probable de una serie de alarmas observadas en una red de telecomunicaciones. Con este fin, se construye una red bayesiana en la cual los nodos representan tanto alarmas como condiciones de fallo de equipos [86]. En [88] se analizan las implicaciones dinámicas y temporales en una red bayesiana para predecir fallos en una red de telecomunicaciones. Existen otros modelos centrados en intentar aprender el comportamiento de una red de telecomunicaciones basándose en la información obtenida por el sistema de gestión en forma de logs o ficheros de datos extraídos de los equipos [50, 87, 100]. El trabajo presentado en [40] se centra en la detección temprana de fallos próximos para tomar acciones correctivas apropiadas dentro de una red IP, donde ya existe una base de datos de gestión modelada (MIB de inglés *Management Information Base*) cuyos datos pueden ser recogidos mediante el protocolo SNMP. En base a esta MIB se modela una red probabilística y se definen una serie de umbrales. Con los datos extraídos dinámicamente de la red, se pretende detectar anomalías en el funcionamiento antes que provoquen fallos en el servicio. En

[52] se muestra el diseño un sistema por parte de un operador de telecomunicaciones para predecir fallos en la red de acceso de telecomunicaciones en una ciudad de mediano tamaño. La estrategia seguida consiste en extraer datos estadísticos de la red, realizando un modelado de la estructura y tablas condicionales de la red bayesiana que pudiera reflejar el comportamiento de la red e integrando el sistema con un GIS (Sistema de información cartográfico). De esta manera, al introducir observaciones (evidencias) en el sistema, se obtienen probabilidades de fallos en la red que se muestran gráficamente mediante el GIS. Es interesante ver que en este modelo se introducen variables tales como la temperatura ambiente, precipitaciones, fenómenos meteorológicos, tipos de cable o cantidad de tráfico.

1.9. Conclusiones

En el presente capítulo se han descrito brevemente el estado del arte y los conceptos básicos asociados a la sincronización de redes SDH. Los mismos determinan las condiciones de contorno y restricciones a considerar para la obtención de una red de temporización. Asimismo, se han enumerado una serie de principios de diseño de redes de sincronización como paso previo a su sistematización. De acuerdo con los conceptos, metodología y objetivos expuestos, se han recopilado conclusiones relativas al diseño y uso de la sincronización de aplicación en la realización de esta Tesis doctoral.

La principal aportación de este capítulo es haber elucidado los conceptos fundamentales de la sincronización de redes de telecomunicación que serán incorporados en el modelo. Dentro de un campo tan amplio como el abordado, la determinación de la información básica resulta crítica. Dicha información será el punto de partida para la construcción del modelo y algoritmos para la determinación del transporte de la señal de referencia de tiempos dentro de una red de transmisión.

Capítulo 2

Predicción de la disponibilidad de los elementos de red

2.1. Introducción

En este capítulo se describe el modelo realizado para predecir el comportamiento individual de un elemento dentro de una red de telecomunicaciones en términos de su disponibilidad. La red empleada será la misma tanto en este capítulo como en los dos siguientes, y los datos de partida son los registros históricos correspondientes a los eventos y averías observados en el plazo de dos años en elementos de dicha red, en concreto en los nodos y en los enlaces de la misma.

El problema a abordar es, pues, la predicción de la disponibilidad de un elemento de red y se puede encuadrar dentro del problema más general de la predicción de eventos, siendo este último un problema clásico que, en el caso concreto de redes de telecomunicación, ha sido analizado desde diferentes puntos de vista, tales como la redundancia de componentes, la topología o el ancho de banda [51, 59, 32]. En otros tipos de redes, como en las de distribución eléctrica, donde la fiabilidad es la restricción fundamental [53, 36, 55], se han propuesto un gran número de modelos para asistir en el análisis y la gestión de redes, con énfasis en aspectos tales como las tasas de fallos de componentes ópticos [25] o las disponibilidades globales [99]. Dado que dichos modelos han de ser entrenados utilizando datos reales de las redes estudiadas, se han empleado diferentes métodos de aprendizaje [86, 50, 87, 100]. Particularmente, en [52] se ha desarrollado un sistema predictor de fallos utilizando parámetros libres variables tales como la temperatura, el pronóstico meteorológico, el tipo de cable o la intensidad del tráfico.

Un problema especial y particular se produce cuando se pretende construir un modelo preciso para redes de comunicación de alta fiabilidad (HRCN, del inglés *High Reliability Communication Networks*). Las HRCN se caracterizan por una elevada fiabilidad, y por tanto por tasas muy bajas de fallos. De acuerdo con su idiosincracia, solamente se puede observar un reducido número de eventos cada año. De esta manera, el proceso de elaboración de un modelo basado en observaciones históricas tendrá que estar basado en muy pocos datos, y por consiguiente, han de emplearse técnicas de aprendizaje adecuadas para este tipo de condiciones.

Las SVM son técnicas especialmente adecuadas para escenarios en los cuales existen un número limitado de muestras, situaciones frecuentes en numerosos problemas de procesamiento de señal, tratamiento de imágenes o análisis de secuencias de ADN [17, 95]. Dado el grado de rendimiento y robustez obtenido

por las SVM en otras aplicaciones precedentes, se propone aquí su utilización para modelar la predicción de la disponibilidad de elementos en redes de tipo HRCN. Concretamente, se empleará el algoritmo SVM para regresión, el cual tiene un alto grado de flexibilidad y es capaz de ajustar parámetros libres de diferente naturaleza [73]. En el presente capítulo se realiza una justificación del modelo de aprendizaje utilizado y se presenta un caso práctico de aplicación a la red bajo estudio. Además, se demostrará que la utilización de núcleos compuestos en la SVM para regresión presenta en este caso ventajas adicionales, debido a que los factores que permiten modelar la tasa de fallos se manifiestan en diferentes escalas de magnitudes [16].

El aprendizaje mediante Vectores Soporte fue propuesto por Vapnik en [94] como método para la construcción de hiperplanos separadores con máximo margen. Posteriormente, y en el espacio de unos pocos años, ha ido extendiéndose hacia una teoría mucho más general [95, 96], a través de la aplicación a problemas no lineales mediante núcleos de Mercer (semidefinidos positivos) [37], la implementación en problemas no separables mediante variables de pérdidas [20] para problemas de regresión y aproximación [77], y la incorporación de conocimiento a priori y análisis de componentes principales no lineales [75]. Además, la metodología SVM ha sido aplicada a un considerable número de problemas prácticos, tales como el reconocimiento de caracteres escritos a mano [76], el reconocimiento de objetos en 3 dimensiones [58] o la detección remota [57]. Una descripción detallada de los algoritmos de Vectores Soporte, tanto para clasificación como para regresión y otros problemas de procesado, puede encontrarse en [17, 12].

2.2. Datos disponibles para el aprendizaje

A fin de obtener un marco referencial para comparar la calidad de los modelos de elementos de red obtenidos, es posible utilizar modelos simples para obtener la disponibilidad esperada de un elemento en función de unos pocos parámetros básicos. Entre ellos, un modelo muy simple es el que relaciona la probabilidad de corte de un enlace con la longitud del mismo según la siguiente ecuación [61]:

$$Prob_{corte} = 1 + (\alpha - 1) \cdot e^{-\lambda \cdot L}$$

donde α y λ son coeficientes de pérdidas a ajustar que describen el modelo, y L es la longitud de cada enlace. Sin embargo, este modelo no contempla factores tales como las características constructivas y el comportamiento estacional e histórico de cada enlace, y por ello es deseable una estimación más realista de las disponibilidades de nodos y enlaces. Con ese fin, se ha desarrollado un método para estimar las mismas a partir de datos empíricos observados, el cual se describe a continuación. El modelo propuesto para el cálculo de disponibilidades de elementos individuales en una red está basado en el cálculo de probabilidades de fallo de nodos y enlaces. A partir de estos valores se obtendrán las disponibilidades de un elemento y, mediante los algoritmos empleados en el capítulo siguiente, se podrán cuantificar las conectividades asociadas a los servicios.

Estrictamente, el parámetro a obtener no es la probabilidad de fallo, sino la disponibilidad. Es posible calcular una a partir de otra mediante el uso de probabilidades condicionales. De este modo, definiendo la variable indicadora:

$$b_T(x) = \begin{cases} 1 & \text{si } x \text{ ha fallado durante el período } T \\ 0 & \text{si } x \text{ no ha fallado durante el período } T \end{cases} \quad (2.1)$$

donde x es el componente bajo estudio, la indisponibilidad del mismo durante el tiempo T estará dada por

$$\begin{aligned} I_T(x) &= I(x|b_T(x) = 1)P(b_T(x) = 1) + I(x|b_T(x) = 0)P(b_T(x) = 0) \\ &= I(x|b_T(x) = 1)P(b_T(x) = 1) \end{aligned} \quad (2.2)$$

puesto que la indisponibilidad media de los nodos/enlaces que no han fallado es 0.

Este modelo descompone la indisponibilidad media como el producto de la indisponibilidad media condicionada al fallo del componente (nodo o enlace) por la probabilidad de fallo, y por ello permite dividir el aprendizaje en dos componentes:

- Aprendizaje de la disponibilidad. Se hace a partir de registros conocidos de incidencias en la red.
- Aprendizaje de las probabilidades de fallo. La forma de estimarla depende de algunos supuestos sobre la recolección de datos, tales como:
 - Si los registros de incidencias son completos (esto es, recogen todas las incidencias habidas durante un período de tiempo conocido en una región determinada), es posible estimar las probabilidades de fallo a partir de los datos históricos.
 - Si los registros son incompletos, pueden estimarse por otras vías, tales como fórmulas analíticas.

No obstante, reemplazando los valores de probabilidades de fallo por cocientes de indisponibilidad (tiempo medio de indisponibilidad dividido por el tiempo total) de nodos y enlaces, todos los cálculos pueden aplicarse directamente al cálculo de disponibilidades de rutas y de tasas de desconexión de nodos. Por tanto, solamente es necesario estimar disponibilidades, y es posible obviar las probabilidades de fallo.

El modelo de aprendizaje propuesto en este capítulo está basado exclusivamente en el cálculo de indisponibilidades. Sin embargo, puede ser informativo un análisis basado en estimar las indisponibilidades de nodos y enlaces mediante la factorización indicada anteriormente, aunque finalmente el motor de inferencias solamente opere con (in)disponibilidades, si bien esa aproximación no será seguida en este trabajo.

2.2.1. Indisponibilidad de enlaces

La estimación de la indisponibilidad de un enlace puede plantearse como un problema de regresión multidimensional y no lineal, en el cual los principales parámetros son los siguientes:

- Histórico: secuencia de eventos acaecidos en la red objeto.
- Posibles variables influyentes o covariables:
 - Longitud del enlace.
 - Época del año.
 - Coordenadas geográficas.
- Variables respuesta:

- Número de eventos durante el período T .
- Tiempo de indisponibilidad durante el período T .
- Pasos:
 - Seleccionar las variables relevantes.
 - Caracterizar estadísticamente el error, con procedimientos como el *leave-one-out*, para ajustar los parámetros libres.
 - Estimar en un conjunto independiente de test las prestaciones finales del esquema de aprendizaje.
- Regresión SVM, con coste ϵ -Huber y núcleo RBF (ver Sección 2.4).

Los datos de partida son los registros históricos con los eventos y averías de dos años en la red objeto. Para hacer las simulaciones, es necesario capturar en formato electrónico dichos datos en el formato adecuado. Así, para cada incidencia se tiene conocimiento sobre:

- El elemento donde se ha producido la incidencia.
- La fecha de la incidencia.
- El tiempo de reparación (en horas).
- El tiempo de reposición (en horas).

A falta de información adicional, la indisponibilidad se ha calculado a partir de las sumas de los tiempos de reparación y reposición. Así pues, como ejemplo de un evento tendríamos:

- Enlace: instalación 1 - instalación 2.
- Fecha: 09/01/2004.
- Tiempo de reparación: 22 horas.
- Tiempo de reposición: 0 horas.

La indisponibilidad se ha calculado sumando las reparaciones registradas de un enlace en cada mes.

Se muestra una gráfica representativa de las características de un enlace en la Figura 2.1, así como de una incidencia asociada al mismo en la Figura 2.2.

2.2.2. Indisponibilidad de nodos

La estimación de la indisponibilidad de los nodos se complica por el hecho de que el registro histórico no aporta información completa sobre fallos de nodos específicos. La documentación utilizada disponible en este trabajo contiene datos globales históricos de incidencias y de tiempo de disponibilidad de servicios y equipos mes a mes. Dicha documentación distingue asimismo entre incidencias, averías e intervenciones, lo cual plantea la necesidad de especificar claramente qué tipo de medida se requiere. Tómese

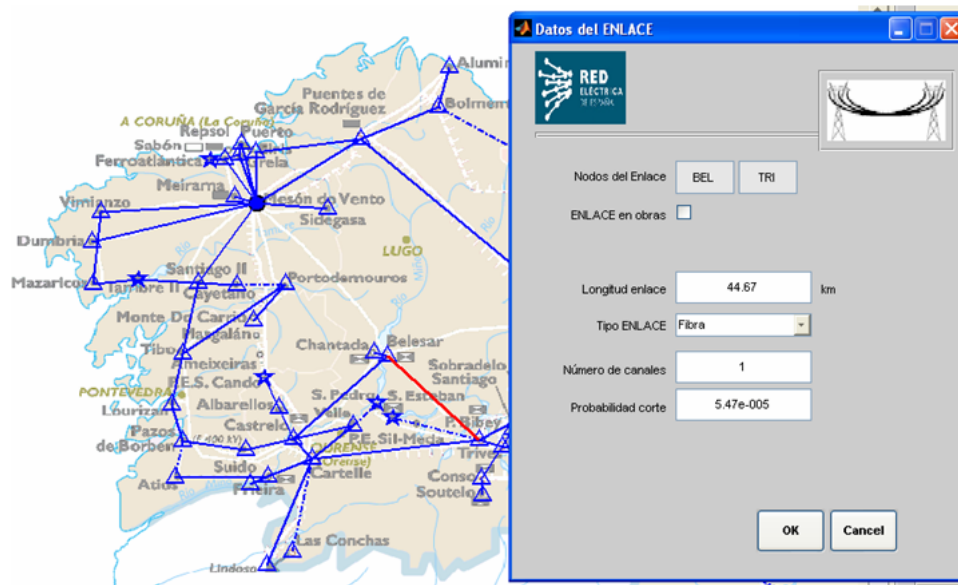


Figura 2.1: Datos asociados a un enlace de comunicaciones (resaltado en rojo).

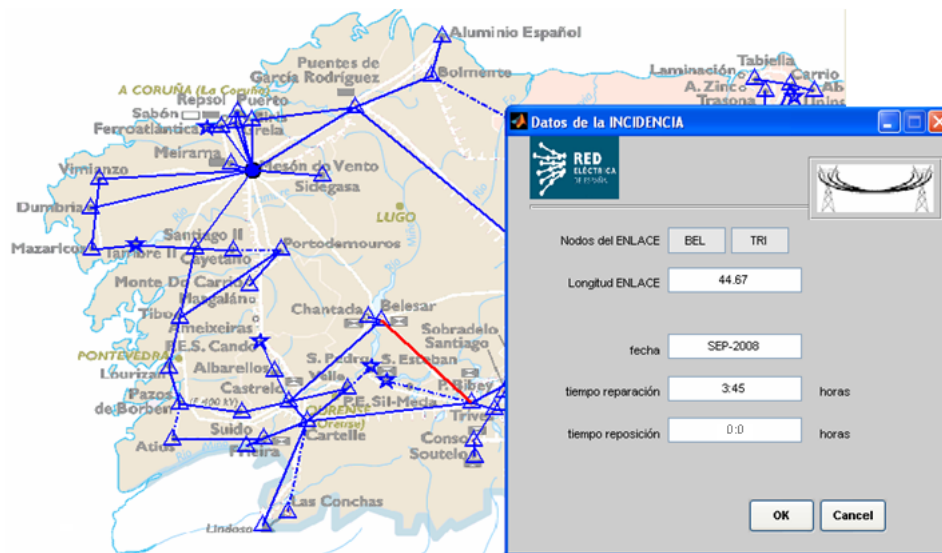


Figura 2.2: Datos asociados a una incidencia en un enlace de comunicaciones (resaltado en rojo).

como ejemplo que algunas interrupciones del servicio pueden ser debidas a cortes programados. Cabe pensar que estas interrupciones (que, en definitiva, podrían evitarse por necesidades del servicio) podrían no merecer la misma consideración que las interrupciones no deseadas, y que no pueden cancelarse. En general, se consideran únicamente los eventos fortuitos (no planificados), y el tiempo a considerar es el transcurrido hasta la reposición completa del servicio o ruta.

Al margen de esto, hay que decir que los registros incluyen, para cada mes, alguna información sobre los nodos que han sufrido averías o interrupciones. Esta información se indica bajo el epígrafe de *hechos relevantes*, de modo que podemos suponer que incluye todas las informaciones relevantes. Siendo así, disponemos tanto de datos globales de indisponibilidad, como de los nodos responsables de la misma.

De acuerdo con esto, se ha propuesto el siguiente modelo:

- Histórico: unos 59 eventos correspondientes a un período de 14 meses entre diciembre de 2004 a finales del 2005 (enero de 2004 a febrero de 2005).
- Posibles variables influyentes o covariables:
 - Época del año.
 - Coordenadas geográficas.
- Variables respuesta:
 - Tiempo de indisponibilidad durante el período T . Dado que solamente se dispone de datos globales, se supondrá que la indisponibilidad registradas se reparte por igual entre los nodos que han sufrido alguna interrupción de servicio, ponderada por el número de interrupciones.
- Regresión SVM con coste ϵ -Huber y núcleo RBF (ver Sección 2.4).

Para hacer las simulaciones, ha sido necesario capturar en formato electrónico los datos siguientes. Para cada mes se dispone de conocimiento sobre:

- Los nodos donde se han producido hechos relevantes, y el número de los mismos.
- La disponibilidad global de la red (valor en el mes, en porcentaje).

Así, por ejemplo, los datos de un registro serían:

- Fecha: 11/02/2005.
- Disponibilidad: 99.752 %.
- Hechos: extremo 1 (2), extremo 2 (1)

La indisponibilidad (del 0.248 %) se supondrá repartida como sigue:

- Extremo 1: $0.248 \cdot (2/3)$.
- Extremo 2: $0.248/3$.
- Resto de nodos: 0

Se muestra una gráfica representativa de las características de un nodo en la Figura 2.3, así como de una incidencia asociada al mismo en la Figura 2.4.

Se ha considerado que, con la información disponible, es posible estimar una disponibilidad media para todos los nodos, pero no es posible estimar una disponibilidad específica para cada nodo que permita ponderar la existencia de nodos con diferentes niveles de incidencias o fallos. En consecuencia, a efectos del modelo se ha considerado una probabilidad de fallo uniforme para todos los nodos de red.

2.3. Modelo de red

La red bajo estudio es la descrita en el capítulo introductorio, centrándonos en este capítulo en el análisis de los elementos individuales de la misma (nodos y enlaces). Como ya se ha mencionado, dicha red es de fibra óptica y está construida sobre una red de alta tensión que conecta las instalaciones de producción de energía con los centros de consumo [29], y se muestra esquemáticamente en la Figura 2.5. Los elementos fundamentales constitutivos de dicha red son los enlaces ópticos y los equipos de transmisión, los cuales, mediante un proceso de abstracción, se convierten en las entidades lógicas de aristas (enlaces) y nodos de un grafo representativo de la red. Cada ruta de comunicaciones en esta red está formada por una sucesión de enlaces y nodos, cada uno de los cuales tiene una disponibilidad característica. Dicha disponibilidad es la que se pretende estimar. En el capítulo siguiente se describirá un modelo teórico basado en redes bayesianas, capaz de estimar la fiabilidad de rutas y servicios asociados a las mismas dentro de la red a partir de las disponibilidades de sus elementos individuales. En la Figura 2.6 se muestra un ejemplo de rutas asociadas a un servicio.

[p]

Como se ha descrito anteriormente, el comportamiento en términos de disponibilidad de cada elemento dentro de la red puede ser cuantificado en términos de características constructivas y eventos observados, tales como los reflejados en registros históricos. Después de cargar los datos relativos a las disponibilidades individuales dentro del modelo de red, es posible estimar el impacto de los fallos en las disponibilidades de los servicios.

2.4. Predicción mediante SVM

Como ya se ha indicado, la SVM es un procedimiento robusto para problemas generales de aprendizaje estadístico. Entre sus ventajas más relevantes están su capacidad para determinar por sí misma el espacio de características donde se realiza la decisión del aprendizaje, la no necesidad de un criterio de parada en el aprendizaje (ya que tiene una solución única) y su inmediata aplicabilidad a problemas de naturaleza no lineal mediante el uso de núcleos de Mercer.

En este trabajo, se utilizará el algoritmo SVM para problemas de regresión [17]. Tal y como se mostrará en la Sección 2.5, puede observarse que la utilización de un único núcleo para todas las variables predictoras es insuficiente. Por ello, una alternativa para mejorar las prestaciones obtenidas con SVM para regresión con un solo núcleo consiste en utilizar diferentes núcleos de Mercer para diferentes

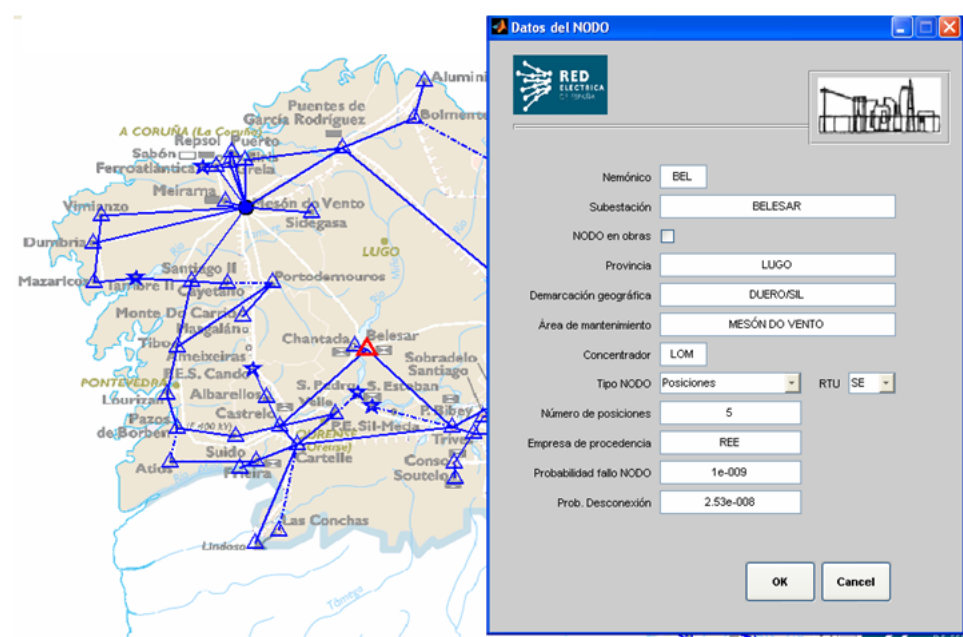


Figura 2.3: Datos asociados a un nodo de comunicaciones (resaltado en rojo).

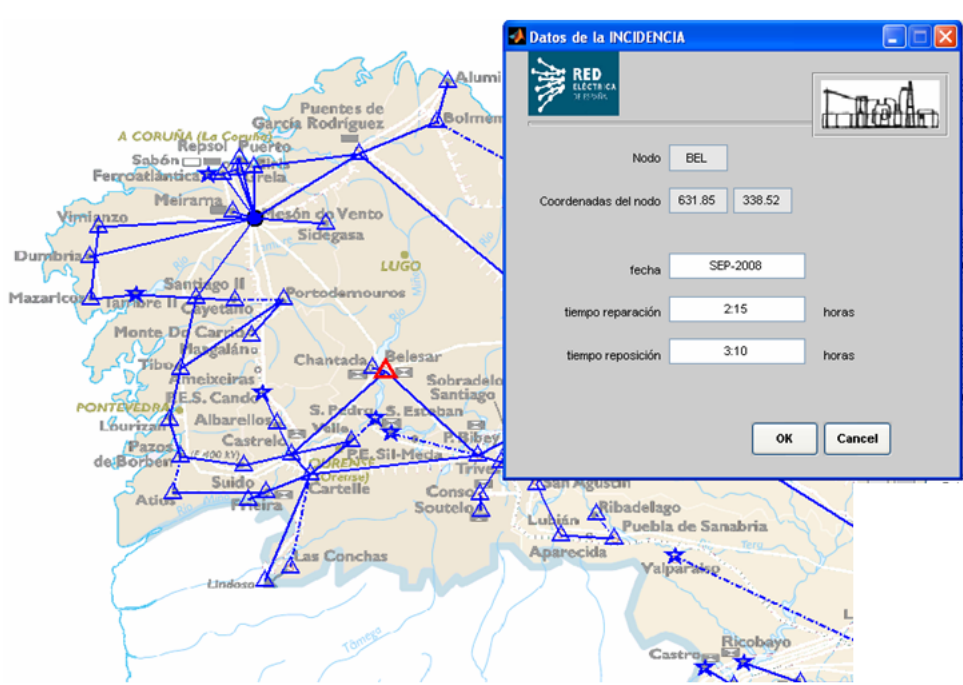


Figura 2.4: Datos asociados a una incidencia en un nodo de comunicaciones (resaltado en rojo).

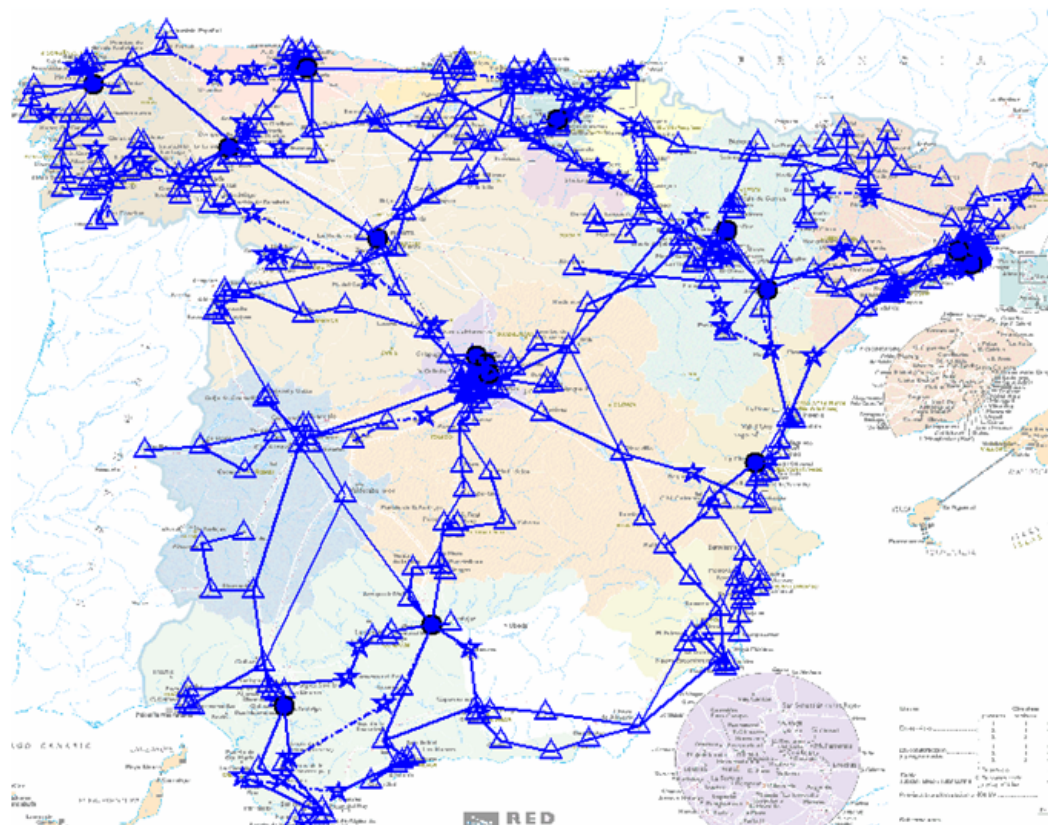


Figura 2.5: Representación de la red bajo estudio compuesta por enlaces y nodos.

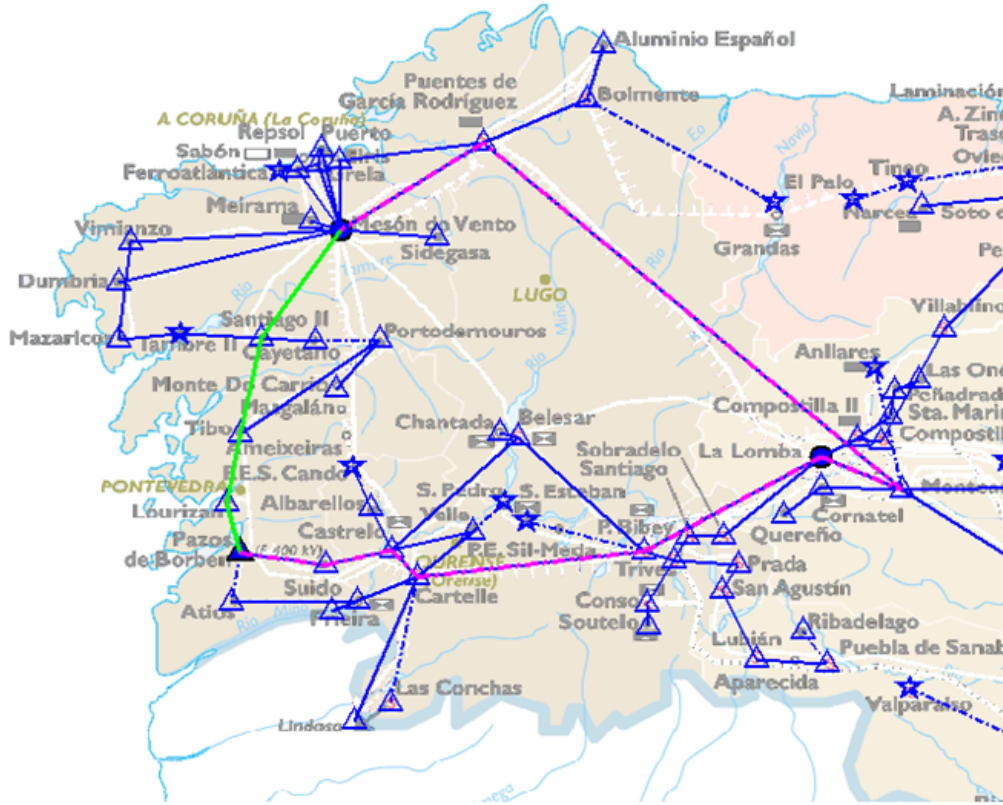


Figura 2.6: Ejemplo de una doble ruta que enlaza dos instalaciones asociada a un servicio. Ambas rutas están resaltadas en color, siendo la principal la de color verde.

grupos de variables [16]. De esta forma, las variables que puedan agruparse de acuerdo con criterios establecidos *a priori* (por ejemplo, variables relacionadas con la geografía del enlace o el nodo, con las características del hardware o con la estacionalidad), para que la búsqueda de los parámetros libres (muy especialmente, la anchura del núcleo gaussiano) pueda realizarse en distintas escalas. A continuación se resume el desarrollo teórico correspondiente a este tipo propuesto de SVM, para problemas de regresión y aproximación.

Sea $\{y_i\}$ un conjunto de N observaciones de una variable respuesta que refleja alguna medida estacional de indisponibilidad, tal como el número de eventos por nodo o enlace o el tiempo de indisponibilidad, es decir,

$$\{\mathbf{x}_i^T\} = \{[1, x_i^1, \dots, x_i^S]^T\} \quad (2.3)$$

es el i -ésimo vector S -dimensional que contiene las variables predictoras (o covariables) consideradas en un modelo empírico dado, con $i = 1, \dots, N$. Agrupamos las covariables en L grupos relacionados, es decir, $\mathbf{x}_i = [x_i^1, \dots, x_i^L]$, con cardinalidad S_l , tales que $\sum_{l=1}^L S_l = S$.

Sea $\phi(\mathbf{u}) : \mathbb{R}^S \rightarrow \mathfrak{F}$ un mapeo posiblemente no lineal de una variable vectorial \mathbf{u} en un espacio de dimensión elevada (posiblemente infinita) \mathfrak{F} , conocido como *espacio de características*. Como se ha explicado antes, un núcleo de Mercer $K(\mathbf{u}, \mathbf{v})$ es una función bivariable que equivale a calcular el producto escalar de la transformación no lineal de dos vectores \mathbf{u}, \mathbf{v} en \mathfrak{F} , sin necesidad de un conocimiento

explícito del mapeo no lineal ni del espacio de características, esto es, $K(\mathbf{u}, \mathbf{v}) = \langle \phi(\mathbf{u}), \phi(\mathbf{v}) \rangle$ [95]. Ejemplos de núcleos de Mercer son los mencionados *núcleo lineal*, dado por $K(\mathbf{u}, \mathbf{v}) = \langle \mathbf{u}, \mathbf{v} \rangle$, y el *núcleo gaussiano*, dado por $K(\mathbf{u}, \mathbf{v}) = \exp(-\|\mathbf{u} - \mathbf{v}\|^2 / (2\sigma^2))$, donde σ es de nuevo el parámetro anchura del núcleo.

En nuestro caso, la aproximación SVM comienza considerando $\phi_l(\mathbf{x}^l) : \mathbb{R}^{S_l} \rightarrow \mathfrak{F}_l$, con $l \in L$, como un conjunto de mapeos en el grupo l -ésimo de variables predictoras en el espacio de características \mathfrak{F}_l . Puede encontrarse un operador de regresión lineal en cada uno de estos espacios, dado por $w^l \in \mathfrak{F}_l$. El modelo de regresión conjunto para la observación i -ésima es

$$\begin{aligned} y_i &= \langle w^1, \phi_1(x_i^1) \rangle + \dots + \langle w^L, \phi_L(x_i^L) \rangle + b + e_i = \\ &= \sum_{l=1}^L \langle w^l, \phi_l(x_i^l) \rangle + b + e_i \end{aligned} \quad (2.4)$$

donde e_i es el residuo, y b es la intercepción. Dado que puede haber presente ruido no gaussiano, proponemos usar la función de coste ε -Huber [74], que puede manejar simultáneamente tipos distintos de ruido, y está dada por:

$$L^P(e_i) = \begin{cases} 0, & |e_i| \leq \varepsilon \\ \frac{1}{2\gamma}(|e_i| - \varepsilon)^2, & \varepsilon \leq |e_i| \leq e_c \\ C(|e_i| - \varepsilon) - \frac{1}{2}\gamma C^2, & |e_i| \geq e_c \end{cases} \quad (2.5)$$

con $e_c = \varepsilon + \gamma C$. Las ventajas de utilizar este coste radican en que la zona de coste lineal nos permite tratar eficazmente la presencia de valores atípicos, mientras que el coste cuadrático permite acomodar el ruido gaussiano presente habitualmente en un gran número de aplicaciones. El algoritmo SVM correspondiente está dado por la minimización del coste ε -Huber más un término de regularización (norma L_2 de los pesos), es decir, minimizamos:

$$\begin{aligned} &\frac{1}{2} \sum_{i=1}^L \|w^l\|^2 + \frac{1}{2\gamma} \sum_{i \in I_1} (\xi_i^2 + \xi_i^{*2}) + \\ &+ C \sum_{i \in I_2} (\xi_i + \xi_i^*) - \sum_{i \in I_2} \frac{\gamma C^2}{2} \end{aligned} \quad (2.6)$$

sujeto a:

$$y_i - \sum_{l=1}^L \langle w^l, \phi_l(x_i^l) \rangle - b \leq \varepsilon + \xi_i \quad (2.7)$$

$$-y_i + \sum_{l=1}^L \langle w^l, \phi_l(x_i^l) \rangle + b \leq \varepsilon + \xi_i^* \quad (2.8)$$

y a $\xi_i, \xi_i^* \geq 0$, donde ξ_i y ξ_i^* (en lo sucesivo, $\xi_i^{(*)}$) son variables de pérdidas, y I_1 (I_2) es el conjunto de muestras para las que $\varepsilon \leq \xi_i^{(*)} \leq |e_c|$ ($\xi_i^{(*)} > |e_c|$).

Siguiendo la metodología SVM habitual, puede encontrarse el funcional Lagrangiano [74, 17]. Denotaremos por α_i y α_i^* los multiplicadores de Lagrange que corresponden a (2.7) y a (2.8), respectivamente. Introducimos la notación matricial como sigue: $y = [y_1, \dots, y_N]^T$, $\alpha^{(*)} = [\alpha_1^{(*)}, \dots, \alpha_N^{(*)}]^T$, y $M^l(i, j) = \langle \phi(x_i^l), \phi(x_j^l) \rangle$. Finalmente, el problema dual [95] está dado por la maximización de:

$$-\frac{1}{2}(\alpha - \alpha^*)^T \left(\sum_{l=1}^L M^l + \gamma I \right) (\alpha - \alpha^*) + (\alpha - \alpha^*)^T y - \varepsilon (\alpha + \alpha^*)^T \mathbf{1} \quad (2.9)$$

sujeto a $0 \leq \alpha_i^{(*)} \leq C$, con respecto a las variables duales $\alpha_i^{(*)}$. Tras resolver este problema de programación cuadrática, es fácil mostrar que la expresión final de la solución viene dada por:

$$\hat{y} = \sum_{i=1}^N \eta_i \sum_{l=1}^L \langle \phi_l(\mathbf{x}^l), \phi_l(\mathbf{x}_i^l) \rangle + b \quad (2.10)$$

donde $\eta_i = (\alpha_i - \alpha_i^*)$. Las observaciones que contribuyen a la expansión final de la regresión ($\eta_i \neq 0$) se denominan de nuevo *vectores soporte*, y contienen toda la información relevante para el modelo.

Dado que el producto de un núcleo de Mercer por una constante positiva es un núcleo de Mercer [95], utilizamos una versión escalada del núcleo para cada componente, de acuerdo con $\langle \phi_l(\mathbf{x}_i^l), \phi_l(\mathbf{x}_j^l) \rangle = \lambda_l K_l(\mathbf{x}_i^l, \mathbf{x}_j^l)$ (con $\lambda_l \geq 0$). Así, la solución final de la SVM puede expresarse como:

$$\hat{y} = \sum_{i=1}^N \eta_i \left(\sum_{l=1}^L \lambda_l K_l(\mathbf{x}^l, \mathbf{x}_i^l) \right) + b \quad (2.11)$$

Nótese que λ_l representa el equilibrio entre todos ellos, y si utilizamos núcleos acotados (como el gaussiano), estos parámetros libres pueden buscarse en un intervalo acotado, i.e., $\lambda_l \in [0, 1]$. De esta forma, pueden verse como parámetros de importancia relativa de la contribución del l -ésimo grupo de covariables al modelo. Adicionalmente, podemos obtener multiresolución sin más que repetir un grupo de variables dado, de forma que el modelo puede utilizar dos anchuras diferentes sobre las mismas, por ejemplo, una anchura amplia para los detalles gruesos (tendencias o variaciones lentas) y otra estrecha para los detalles rápidos.

Sin embargo, la SVM por sí misma no proporciona información acerca de:

- El ajuste del parámetro correspondiente al núcleo de Mercer, relacionado con la capacidad de generalización de la máquina y la no linealidad.
- El ajuste del parámetro de compromiso entre margen y pérdidas.

Para el parámetro del núcleo de Mercer se han propuesto cotas del riesgo actual basadas en estimaciones de la complejidad de la máquina a través de la dimensión VC [85]. En cuanto al compromiso margen-pérdidas, una propuesta que ha encontrado eco en trabajos posteriores (y que se basa en la validación cruzada) puede encontrarse en [102], si bien no se ha propuesto ninguna regla definitiva y su ajuste se realiza según la intuición del diseñador de la máquina, a través de consideraciones de la relación señal a ruido estimada o mediante validación cruzada directa en un conjunto de test añadido.

Así pues, la SVM se basa en el margen entre las muestras y las posibles pérdidas. No obstante, la elección del parámetro de compromiso entre margen y pérdidas y de los parámetros de las funciones núcleo en las máquinas no lineales ha de realizarse previamente mediante alguno de los procedimientos indicados. Los parámetros libres han de encontrarse mediante algún método de remuestreo (validación cruzada, *v-fold*, *bootstrap*) o con un conjunto de test, si está disponible.

El peso que se asocie a cada núcleo determinará la importancia relativa de cada componente correspondiente a cada una de las anchuras.

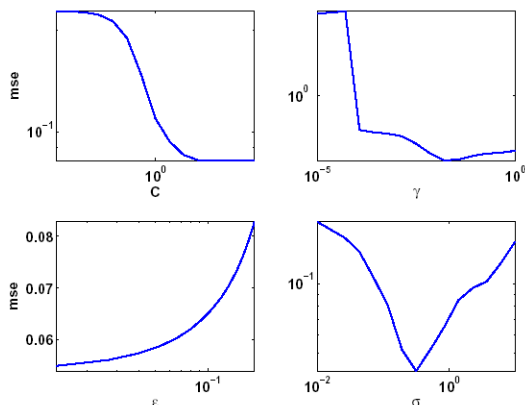


Figura 2.7: Selección típica de parámetros libres en la SVM para el modelado de la indisponibilidad de los enlaces según el número de eventos. En el eje vertical se muestra el error cuadrático medio, *mse*.

2.5. Aplicaciones

Esta Sección se dedica al análisis práctico de los modelos construidos con SVM, correspondientes a enlaces de fibra en la red de telecomunicaciones bajo estudio. Inicialmente se analizan las prestaciones del modelo con un único núcleo, introduciendo a continuación el correspondiente a varios núcleos para superar las limitaciones del anterior. Además, se completan los resultados con la utilización de un modelo sintético como marco referencial. Una breve presentación de resultados y comentarios que reflexionan respecto a los mismos cierran esta Sección.

2.5.1. Modelado SVM con un único núcleo

Como ejemplo de la potencialidad del método SVM, se ha realizado inicialmente una aplicación empleando la SVM con un único núcleo. El resultado es el modelado del número de eventos en la red en términos de la información disponible en un registro histórico de 1 año. En una primera aproximación, se toman todos los datos disponibles (577 enlaces, 12 de ellos con eventos).

La Figura 2.7 muestra curvas típicas de búsqueda de los parámetros libres. La Figura 2.8(a) muestra los datos de entrenamiento y los predichos con SVM tras el proceso de entrenamiento, y puede verse que la concordancia entre ambas respuestas (real y modelada) es elevada, con lo que el modelo puede darse por válido, pero no es exacta, con lo cual el modelo no parece sobreajustado. La Figura 2.8(b) muestra la curva de respuesta en número de eventos según las coordenadas geográficas (unidades relativas a representación interna de la red, y proporcionales a la longitud y a la latitud). Puede apreciarse que, con este modelo, la localización geográfica no tiene efecto apreciable sobre el número de eventos previsto en promedio. Nótese que en esta red, la probabilidad de fallo es realmente baja, por lo que la disponibilidad esperada según los datos será siempre superior al 99.9 %.

La Figura 2.9(a,b) muestra las curvas de respuesta promedio del número de eventos en función de la época del año. En ambos casos puede observarse que hay un fuerte sesgo en los enlaces que no tienen eventos (que para un año son la inmensa mayoría), llevando a una distorsión de la estimación para ambos casos (número de eventos anormalmente por debajo de la media en los primeros meses del año, y anormalmente por encima en longitudes de enlaces largos).

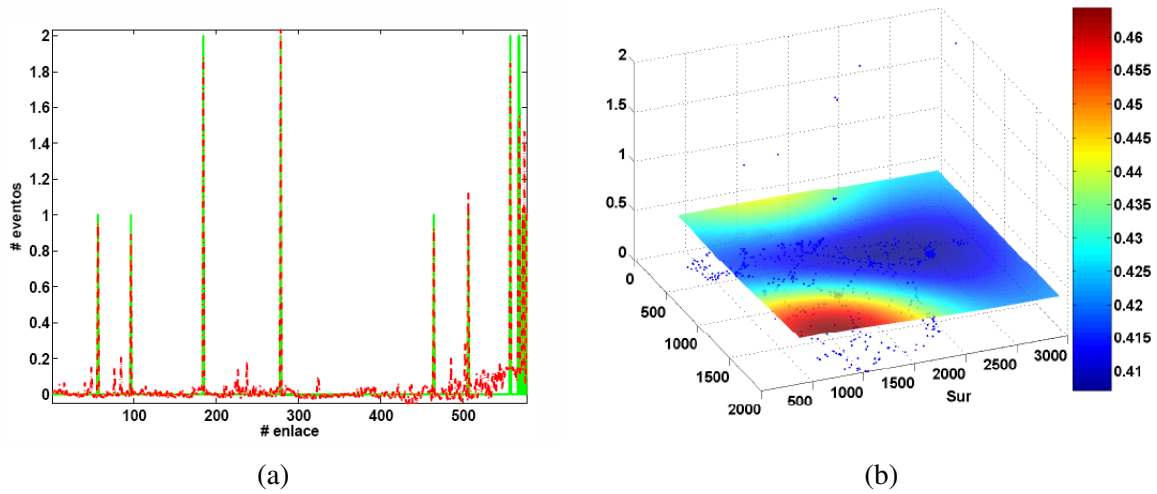


Figura 2.8: Modelado de la indisponibilidad de los enlaces según el número de eventos. (a) Datos de entrenamiento (verde, continuo) y estimación SVM (rojo, discontinuo). (b) Curvas de respuesta del número promedio estimado según las coordenadas geográficas, manteniendo las restantes características a nivel medio.

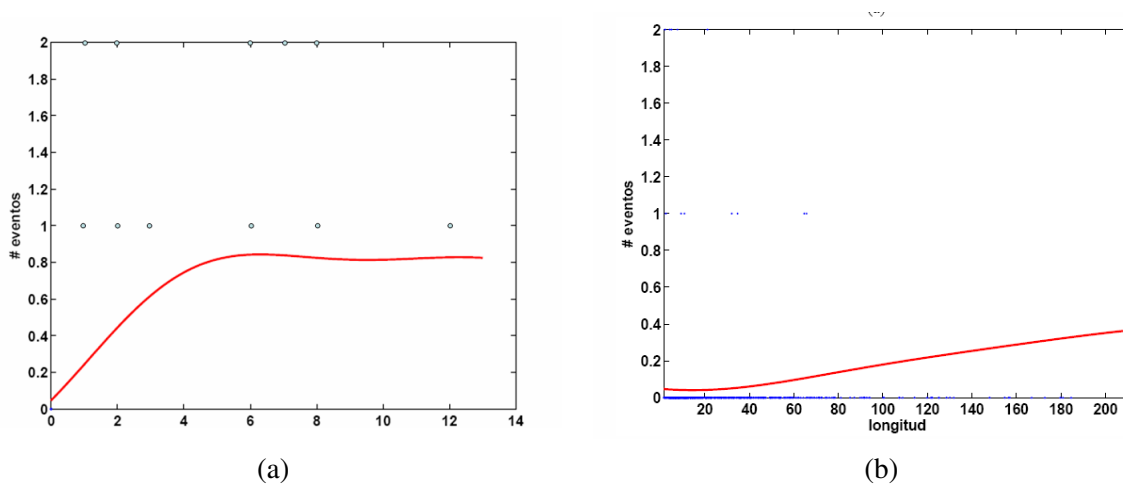


Figura 2.9: Modelado de la indisponibilidad de los enlaces según el número de eventos. (a) Curvas de respuesta del promedio de eventos estimado según la época del año. En el eje horizontal se muestran los meses. (b) Curva de respuesta del promedio de eventos estimado según la longitud del enlace.

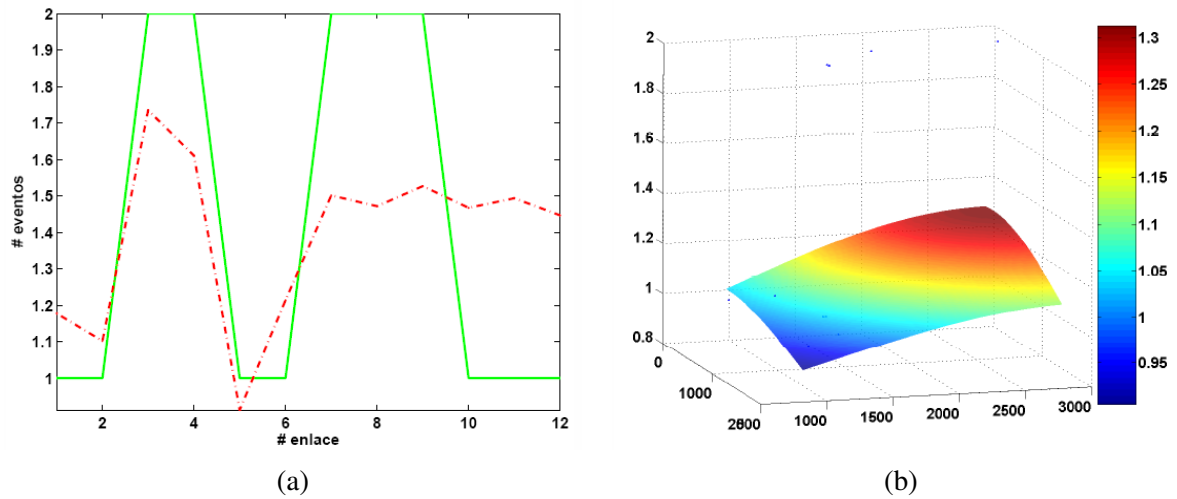


Figura 2.10: Modelado de la indisponibilidad condicional de los enlaces según el número de eventos. (a) Datos de entrenamiento (verde, continuo) y estimación SVM (rojo, discontinuo). (b) Curvas de respuesta del número promedio estimado según las coordenadas geográficas, manteniendo las restantes características a nivel medio.

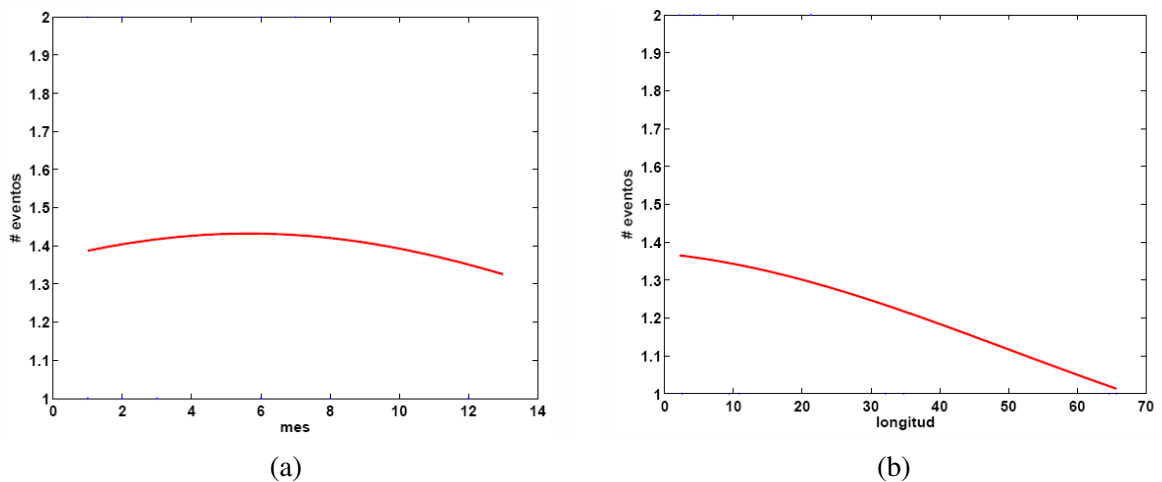


Figura 2.11: Modelado de la indisponibilidad condicional de los enlaces según el número de eventos. (a) Curva de respuesta del promedio de eventos estimado según la época del año. (b) Curva de respuesta del promedio de eventos estimado según la longitud del enlace.

Esta distorsión ha llevado a la construcción de un modelo condicional para el número de eventos en enlaces. En dicho modelo condicional, se consideran solamente las 12 observaciones de eventos, y por tanto se trata aquí de obtener el número de eventos promedio condicionado a las observaciones que efectivamente han sufrido eventos. La Figura 2.10(a) muestra las observaciones y las estimaciones para el modelo condicional. La Figura 2.10(b) representa la curva de respuesta en número de eventos condicionales. Como puede verse, parece existir una ligera tendencia al aumento de eventos en el noreste de la península. Contrastando con los datos empíricos disponibles y con la respuesta estimada en la zona central (que es la que más eventos ha registrado), puede verse que se trata más bien de un efecto de baja disponibilidad de eventos, dado que en la zona centro, en la que hay mayor número de eventos, se tiene un promedio similar, pero una dispersión (varianza) que puede explicar el incremento aparente en la región noreste. La Figura 2.11(a) muestra que no hay diferencias significativas atribuibles a la época del año en cuanto al número de eventos. El panel (b) muestra una tendencia a la disminución con la longitud. La aparente contradicción con la experiencia previa, que dice que en un enlace la probabilidad de fallo es una función creciente con la longitud, viene de nuevo de los pocos eventos observados en enlaces con longitud elevada.

Se ha realizado un segundo ejemplo de modelado con los datos disponibles en indisponibilidad, esta vez buscando alguna posible relación con las horas de indisponibilidad anuales. Como en el ejemplo anterior, la Figura 2.12 muestra el resultado de la búsqueda de los parámetros libres, y la Figura 2.13 muestra la indisponibilidad anual observada y la estimada. La Figura 2.14 muestra la curva de respuesta en horas anuales de indisponibilidad para las coordenadas geográficas, observándose de nuevo una tendencia al aumento en el noreste que puede ser debida de nuevo a la baja densidad muestral en la región. La Figura 2.15(a) muestra el modelado de las horas según la época del año. Se observa una captura de la tendencia observable en los datos empíricos a aumentar en los meses de verano. Por el contrario, la tendencia también visible a aumentar los meses de invierno no es capturada, debido de nuevo al fuerte sesgo producido por el gran número de nodos que no tienen eventos. Según la Figura 2.15(b), no es significativa la variación en horas atribuible a la longitud.

Por último, se ha realizado un ejemplo de modelo condicional para el número de horas de indisponibilidad anual de los enlaces, de forma similar al descrito en el ejemplo anterior. Las Figuras 2.16 y 2.17 muestran los resultados, reflejándose en todas ellas que no es posible inferir ninguna variación significativa sobre el valor medio (en torno a 20) en función ni de las coordenadas geográficas, ni de la longitud del enlace, ni de la época del año.

Los resultados muestran la ausencia del conocimiento del método sobre las interacciones de las diferentes variables que hace que la predicción en función de factores tales como las coordenadas geográficas o la longitud, manteniendo las demás variables constantes, no sea explícita. Este hecho sugiere la incorporación de agrupaciones de variables, de manera que la información enviada a la SVM sea coherente con la escala del fenómeno observado (coordenadas geográficas, longitud del enlace), y que se pueda utilizar distintas anchuras del núcleo de Mercer para cada grupo de variables, capturando así interrelaciones de distintas escalas. Esta posibilidad motiva la aplicación de lo se ha llamado SVM de varios núcleos. Para construir dicho método, se agruparán variables en torno a diferentes núcleos de Mercer y se les asignará un vector de pesos que determinará la influencia de cada grupo de variables en el resultado global.

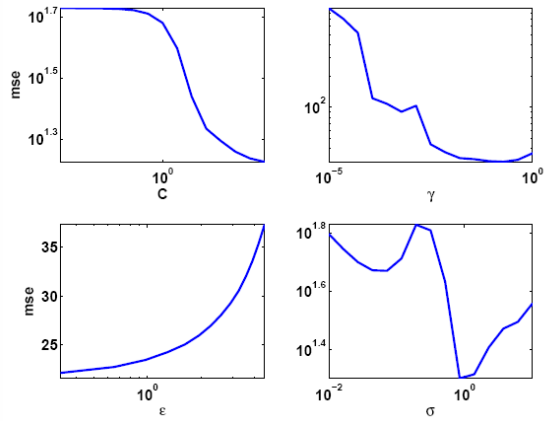


Figura 2.12: Selección de parámetros libres en la SVM para el modelado de la indisponibilidad de los enlaces según el número de eventos.

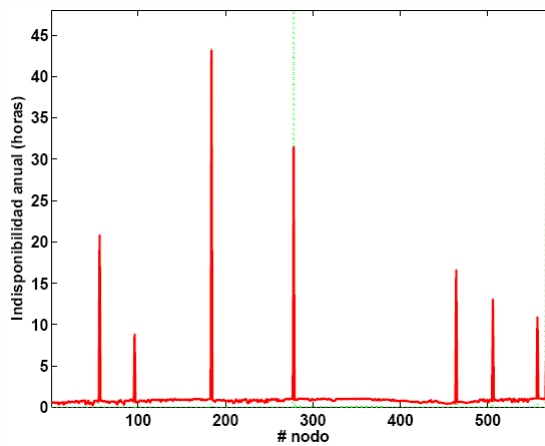


Figura 2.13: Indisponibilidad anual registrada (verde, discontinuo) y modelada (rojo, continuo).

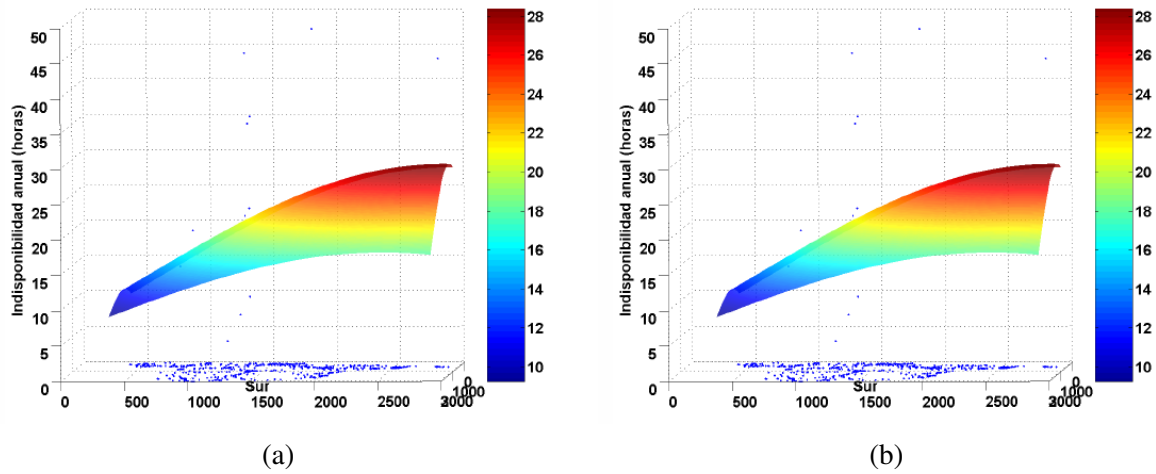


Figura 2.14: Modelado de las horas de indisponibilidad de los enlaces. Curvas de respuesta del número promedio estimado según las coordenadas geográficas, manteniendo las restantes características a nivel medio.

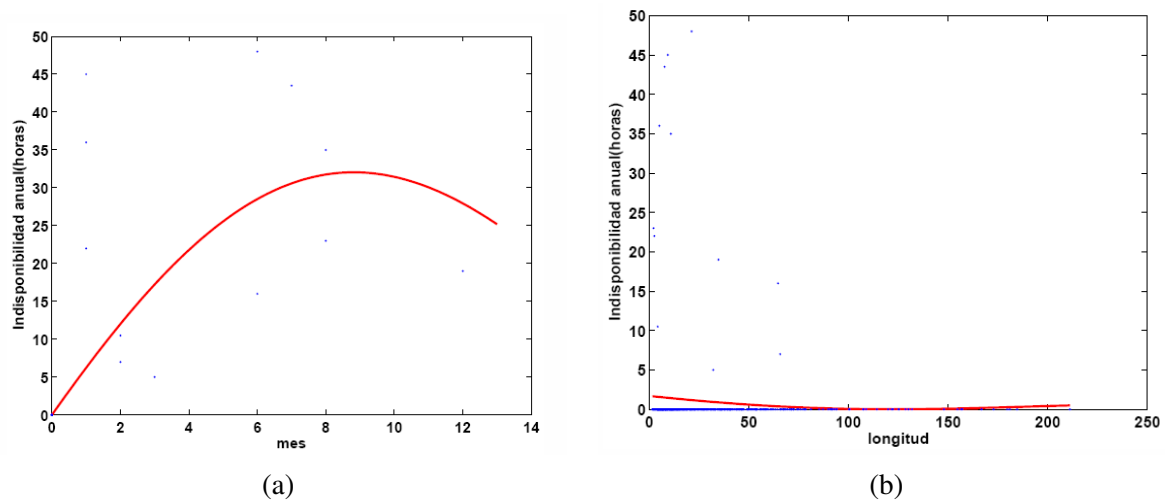


Figura 2.15: Modelado de las horas de indisponibilidad anual de los enlaces según el número de eventos. (a) Curva de respuesta del promedio de eventos estimado según la época del año. (b) Curva de respuesta del promedio de eventos estimado según la longitud del enlace.

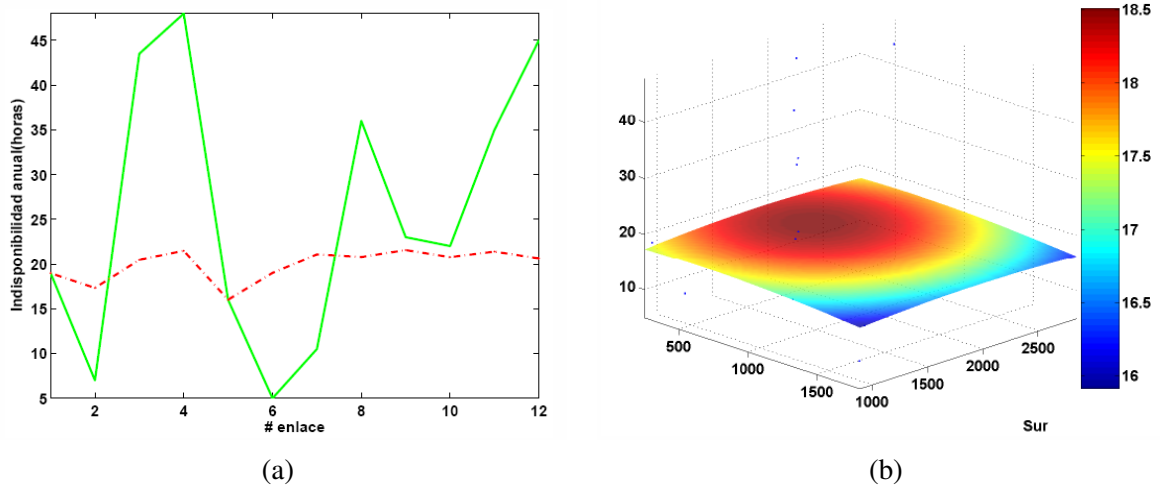


Figura 2.16: Modelado de la indisponibilidad condicional de los enlaces. (a) Datos de entrenamiento (verde, continuo) y estimación SVM (rojo, discontinuo). (b) Curvas de respuesta del número promedio estimado según las coordenadas geográficas, manteniendo las restantes características a nivel medio.

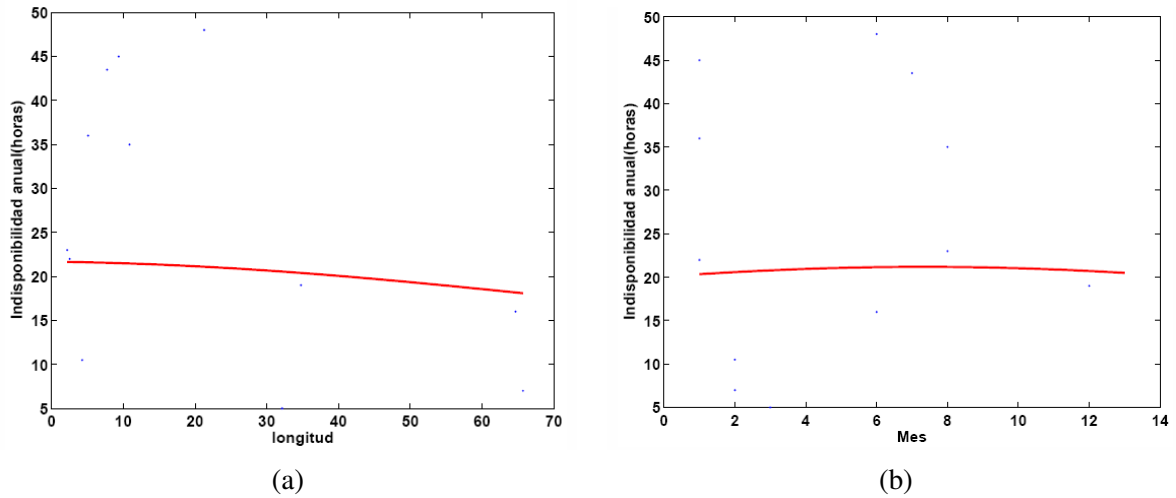


Figura 2.17: Modelado de la indisponibilidad condicional de los enlaces. (a) Curva de respuesta del promedio de eventos estimado según la época del año. (b) Curva de respuesta del promedio de eventos estimado según la longitud del enlace.

2.5.2. Predicción SVM con varios núcleos y modelo sintético

En la presente Sección se analizan las prestaciones del modelo propuesto de predicción mediante SVM de varios núcleos. Para la validación del método propuesto se ha construido un modelo sintético con una ley subyacente que determina la tasa de error. Este modelo no se ha concebido como un modelo realista, lo cual sería el objetivo principal de la estrategia de aprendizaje mediante muestras, sino que es un ejemplo válido de las complejas interacciones que pueden ser modeladas mediante SVM, en el cual se dispone de una solución explícita, y por tanto puede ser empleado para comparar el rendimiento de los diferentes métodos.

Concretamente, se han adoptado tres efectos diferentes para modificar la tasa de fallos de un enlace determinado. En primer lugar, se ha empleado una variación lenta y lineal con coordenadas geográficas, de acuerdo con la expresión:

$$v_1(lat, lon) = 5lat + lon + c \quad (2.12)$$

donde lat y lon corresponden a las coordenadas relativas de latitud y longitud, respectivamente (Figura 2.18), y c es un factor constante (irrelevante) de desbalance (offset). En segundo lugar, este efecto es combinado con otro relativo a la densidad de eventos en la zona, el cual viene dado por una versión suavizada del histograma bidimensional del número de eventos en una región, normalizada a una amplitud máxima de 5 y expresada como $v_2(lat, lon)$. Ambas funciones se suman para conseguir un modelo de probabilidad de fallo conjunta bidimensional debida a la localización geográfica, $v(lat, lon) = v_1(lat, lon) + v_2(lat, lon)$. Se resalta el hecho que, en este modelo, una componente espacial con variación rápida (debida a la densidad y correlacionada con los elementos próximos) se combina con una componente espacial con variación lenta, empleando así varias escalas de variación. Finalmente, se introduce un componente de tasa de fallos en función de la longitud del enlace según una ley de tipo exponencial, de acuerdo con:

$$v_3(L) = 1 - e^{-\frac{L}{20}} \quad (2.13)$$

donde L es la longitud del enlace (en km). La probabilidad final de un evento en un enlace dado, con longitud L y en las coordenadas lat, lon , es obtenido como el producto de las distribuciones normalizadas de los efectos espaciales (rápido y lento) y de la longitud del enlace, esto es,

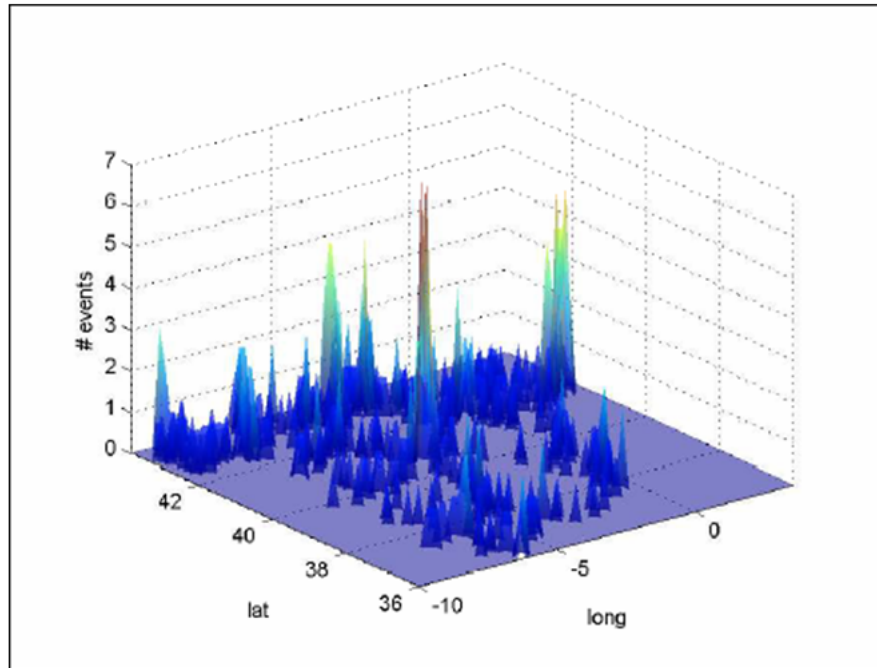
$$P_{event}(L, lat, lon) = K_n v_3(L) v(lat, lon) \quad (2.14)$$

donde K_n es una constante de normalización, ajustada para asegurar que P_{event} sea una medida de la probabilidad sobre todos los elementos de la red.

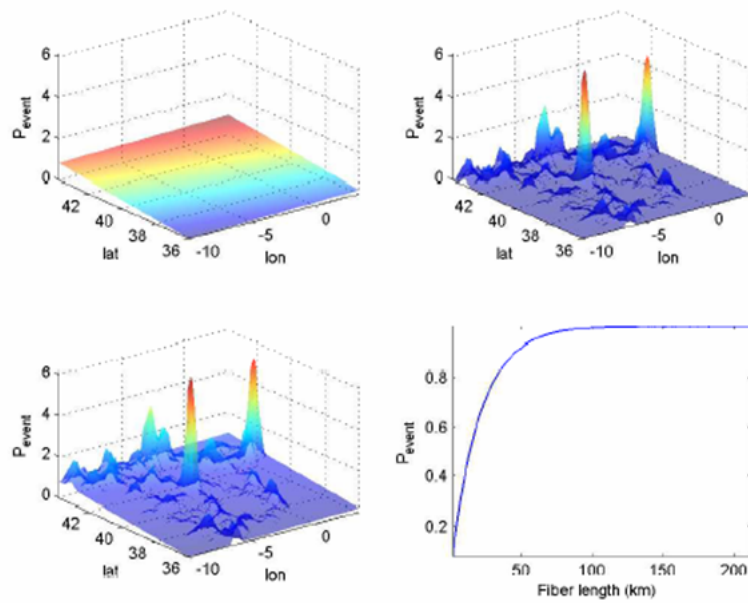
Este modelo se ha empleado para generar series de eventos sintéticos para el número de años requerido en cada experimento, con un total de 50 eventos por año, similar a los datos empíricos disponibles para dos años. La combinación de estos efectos genera una serie de eventos para un único año, similar a los ejemplos presentados en la Figura 2.19. Concretamente, la Figura 2.19(d) muestra la evolución temporal de la media del error absoluto (del inglés *Mean Absolute Error, MAE*), dado por:

$$MAE = \sum_{k=1}^K |P_{event}^k - \hat{P}_{event}^k| \quad (2.15)$$

donde K es el número de nodos y P_{event}^k y \hat{P}_{event}^k son las probabilidades de evento real y estimado en el nodo k . La estimación se calcula como el cociente del número de eventos en un nodo dado con el



(a)



(b)

Figura 2.18: Modelo sintético para el fallo de enlaces. (a) Distribución empírica de los eventos durante 2 años. (b) Componentes de las probabilidades de fallos condicional (arriba, izquierda), distribución geográfica de la densidad de enlaces (arriba, derecha), distribución de la probabilidad conjunta de ambos (abajo, izquierda), probabilidad condicional de fallo debida a la fibra (abajo, derecha).

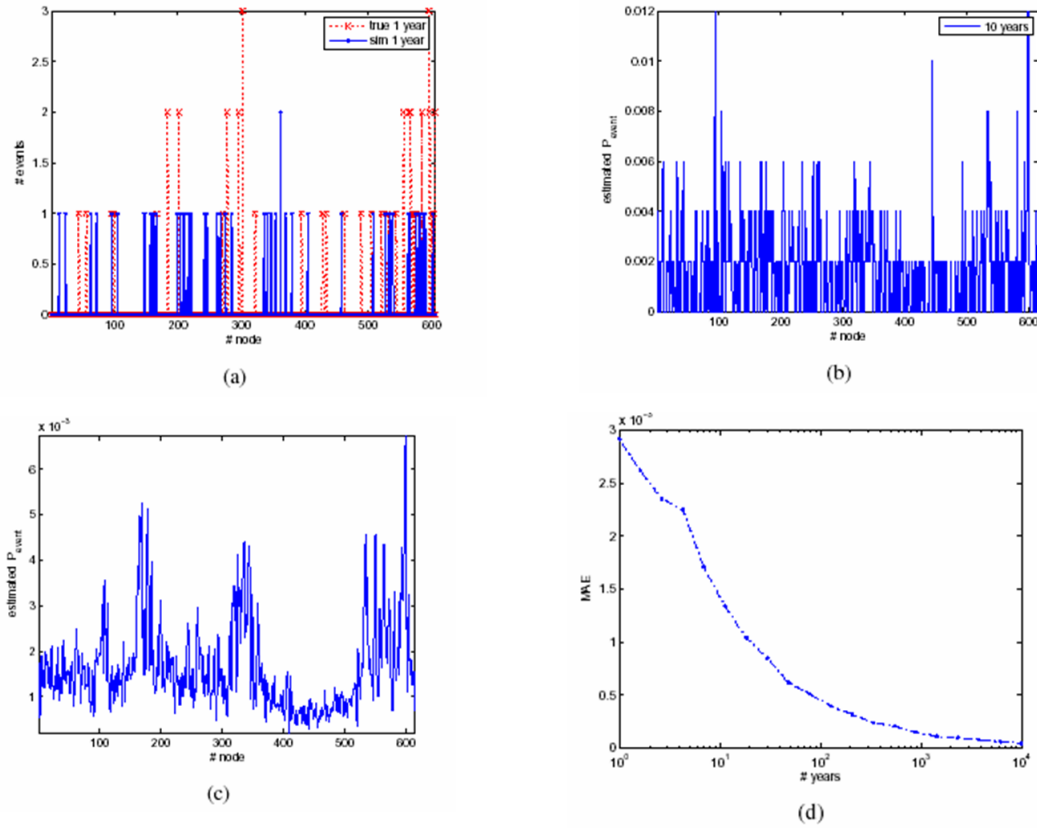


Figura 2.19: Series de eventos. (a) Ejemplo de una serie sintética para un año, y comparativa con la serie real de eventos en un año de datos históricos. (b) Ejemplo de serie sintética para 10 años, después de la normalización. (c) Ejemplo de serie sintética para 10,000 años. (d) Aproximación asintótica del error en términos de diferencias entre realizaciones consecutivas.

número total de eventos. Conforme se incrementa el número de años, el número de eventos disponibles se incrementa reduciendo el MAE. Se emplea la serie de eventos normalizada para 10,000 años como el estándar patrón oro para la medida del rendimiento en la estimación de probabilidad.

2.5.3. Simulaciones con datos sintéticos

Algoritmos SVM y NN

Los datos de entrada consisten en tres variables diferentes, las cuales son para cada enlace las coordenadas de longitud y latitud, y la longitud de la fibra. Los datos de salida son el número de eventos observados en cada enlace, durante un número dado de años de observación y normalizado al número total de eventos, lo cual proporciona una estimación de la probabilidad expresada en (2.14). Se resalta el hecho que, cuanto mayor sea el número de años disponibles, mayor es la precisión de la estimación de la probabilidad para los enlaces en la red, los cuales son los mismos para cada experimento. Se han construido tres modelos empíricos diferentes mediante algoritmos SVM: (1) empleando un único núcleo para un vector que contiene las tres variables de entrada (SVM-1K); (2) empleando dos núcleos, uno

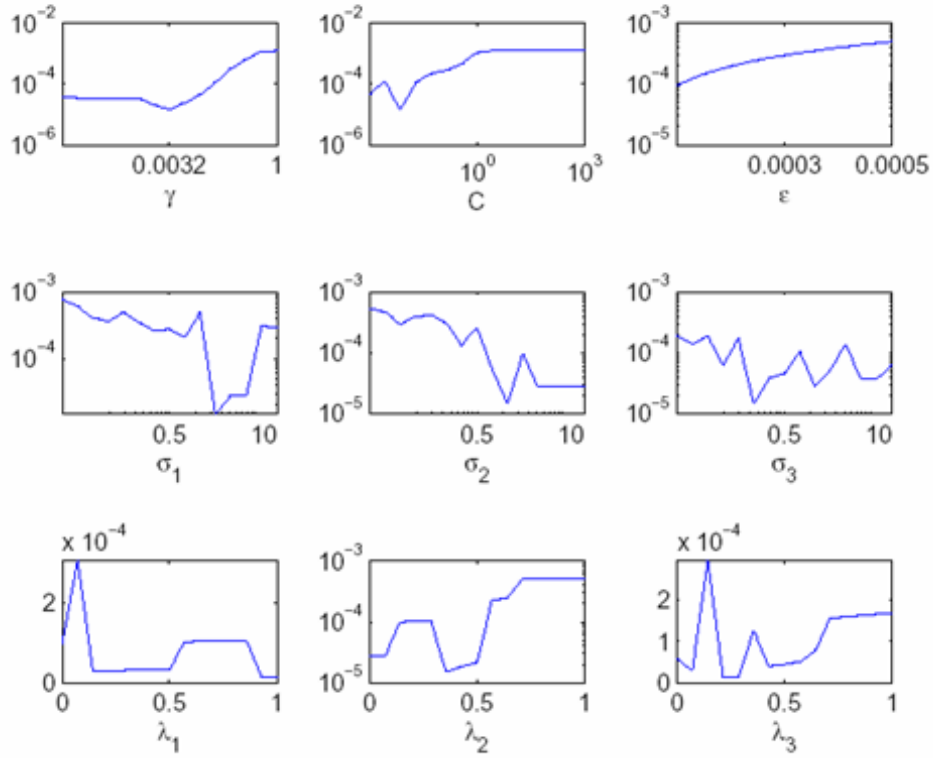


Figura 2.20: Ejemplo de la búsqueda de parámetros libre para SVM-3K empleando un conjunto de validación. Los parámetros son escrutados en escala logarítmica, con excepción de λ_i , el cual lo es en escala lineal en el rango $[0,1]$.

para las coordenadas y otro para la longitud (SVM-2K); y (3) empleando tres núcleos, dos para coordenadas, permitiendo ajustar la escala del impacto de cada variable, y otro para la longitud (SVM-3K). Se ha empleado un núcleo de tipo gaussiano, dados los buenos resultados reflejados en la literatura. Se han comparado los resultados con los de una red neuronal de regresión generalizada [24].

Parámetros libres de la SVM

Los parámetros libres de los modelos basados en SVM se han ajustado usando un procedimiento simple de validación cruzada con los datos disponibles para cada experimento, de manera que los datos se reparten al 50 % para el entrenamiento y al otro 50 % para su validación. Se ha realizado un test para cada enlace. Los tres parámetros que se han ajustado con este procedimiento son los correspondientes a la función de coste (C, γ, ϵ), el ancho del núcleo σ_i para los núcleos empleados, y los parámetros de relevancia del núcleo λ_i . Un ejemplo de esta búsqueda se muestra en la Figura 2.20. En lugar de una búsqueda para todas las posibles combinaciones de valores de los parámetros libres, se ha realizado una búsqueda lineal de cada parámetro, manteniendo los valores de los otros, procedimiento de ajuste que es habitual en algoritmos SVM [17].

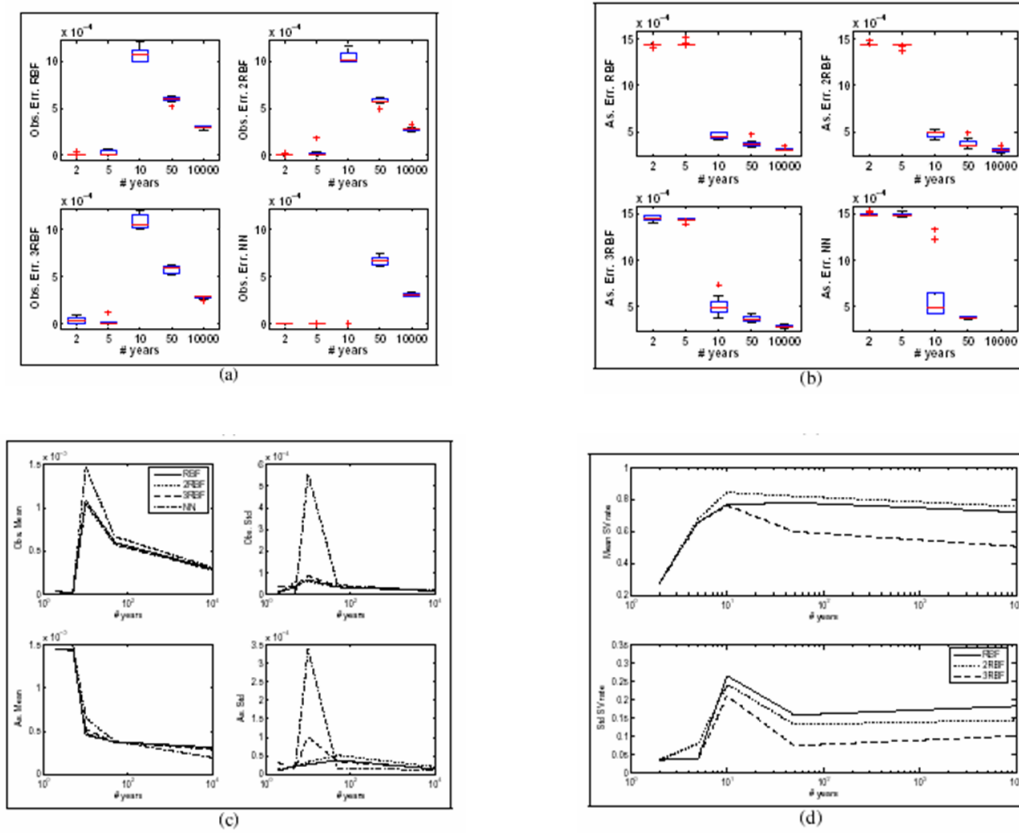


Figura 2.21: Simulaciones con datos sintéticos incluyendo eventos nulos dentro de los conjuntos de entrenamiento y validación. (a) Error en el conjunto de validación con los eventos disponibles. (b) Error extraído de la comparación entre SVM vs el modelo asintótico. (c) Media y desviación estándar en 10 realizaciones. (d) Porcentaje de los vectores soporte en los estimadores SVM.

Error observado y asintótico

En la aplicación a este problema del aprendizaje basado en muestras, solamente están disponibles un número limitado de eventos por año, y el rendimiento de método ha de ser estimado a partir de los mismos. Sin embargo, la comparación con el patrón oro, a realizar sobre las disponibilidades asintóticas del sistema, no puede ser observada en la práctica. Por tanto, a efectos de comprobación del sistema se ha utilizado el modelo sintético.

Eventos no observados

Es necesario tener en cuenta una consideración adicional. Para periodos cortos de tiempo de observación (pocos años), en muchos de los enlaces no habrá eventos. Por ello, existen dos posibilidades en lo tocante a los eventos nulos: pueden incluirse en el conjunto de muestras para construir el modelo (en ambos grupos, entrenamiento y validación) otorgándoles un valor numérico nulo, o bien pueden ser simplemente excluidos de los procesos de entrenamiento y validación. Ambas estrategias han sido estudiadas en el presente trabajo.

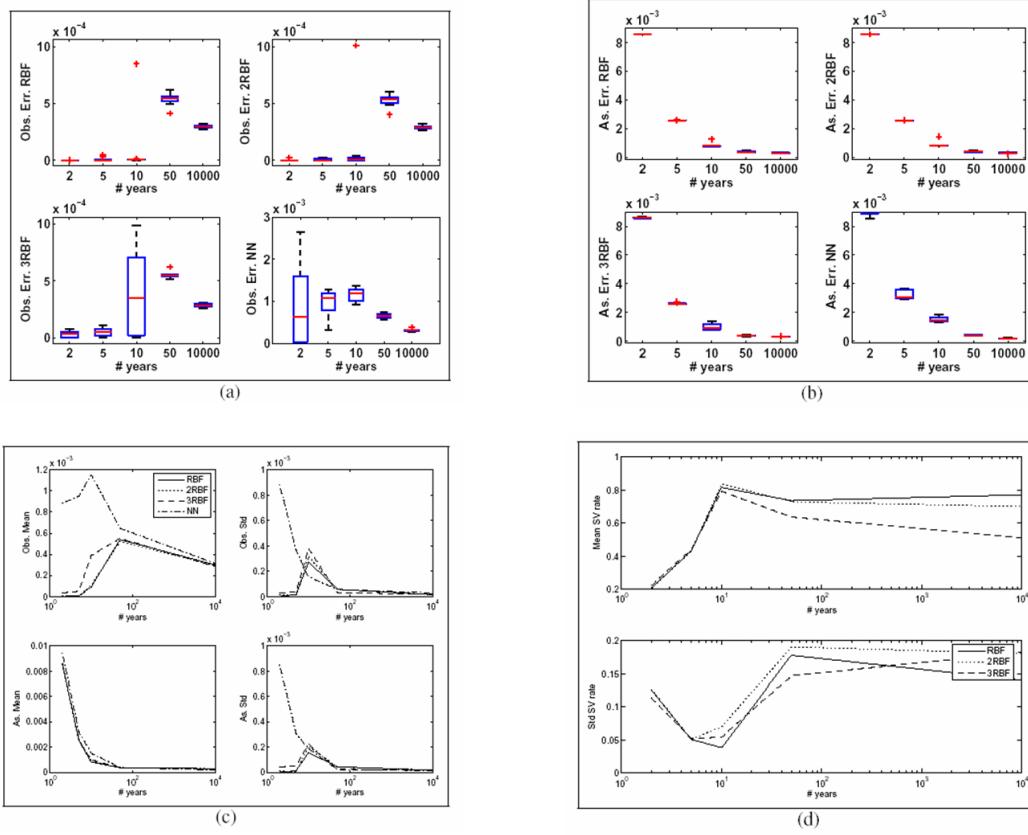


Figura 2.22: Simulaciones con datos sintéticos incluyendo eventos nulos en los conjuntos de datos de entrenamiento y validación. (a) Error en el conjunto de validación con los eventos disponibles. (b) Error extraído de la comparación entre SVM vs el modelo asintótico. (c) Media y desviación estándar en 10 realizaciones. (d) Ratio de los vectores soporte en los estimadores SVM.

Resultados

En las Figuras 2.21 y 2.22 se muestran los resultados para todos los métodos en los casos de inclusión y no inclusión de los eventos nulos en el proceso de aprendizajes, respectivamente. Dichos resultados pueden resumirse como sigue:

- El error observado muestra que existe sobreentrenamiento cuando hay pocos años de eventos disponibles, en particular, entre 5 y 10 años, tanto considerando como sin considerar los eventos nulos en el proceso de entrenamiento.
- El error asintótico se estabiliza después de un periodo inicial de 10 años si se consideran los eventos nulos, y de 5 años si no se consideran.
- El error asintótico medio es similar en ambos métodos, sin embargo la desviación estándar es mucho mayor con estimadores basados en redes neuronales.
- En general, si se excluyen los enlaces sin eventos del proceso de entrenamiento, se consigue un menor error asintótico.

- Las SVM se han analizado en términos de complejidad (números de vectores soporte). Puede observarse que, durante los primeros 10 años, la complejidad es similar para los tres esquemas basados en SVM, pero después de dicho periodo, hay una clara reducción de la complejidad en el caso del algoritmo SVM-3K (3 núcleos).

La Tabla 2.1 y la Figura 2.23 muestran las ventajas de emplear estimación basada en SVM con respecto a un enfoque puramente frecuentista, donde las probabilidades de evento son estimadas como el cociente del número de eventos en un elemento dado por el número total de eventos (promediado sobre todos los elementos). La tabla muestra el MAE, calculado según la Eq. (2.15), como una función del número de años con datos disponibles). Se resalta que, para un tiempo dado, la SVM obtiene un menor MAE que con la estimación frecuentista, y que las diferencias son mayores que varias desviaciones estándar (no mostradas en la tabla) en todos los casos. Las ventajas de las SVM pueden ser apreciadas en términos de años requeridos para una precisión dada. Como ejemplo, las SVM necesitan menos de 10 años para obtener la precisión para la cual el modelo frecuentista necesita 50 años. Aunque los resultados cuantitativos no son relevantes, dado que el conjunto de datos es parcialmente sintético, los experimentos muestran que existe cierta dependencia estadística entre los fallos de elementos y algunas variables observadas (como la posición geográfica y la longitud de fibra de enlace) que la SVM puede aprender y utilizar para incrementar la precisión de la estimación de las probabilidades de eventos.

De acuerdo con los resultados presentados, se pueden extraer las siguientes conclusiones con respecto al método a la hora de su aplicación a un caso real. En primer lugar, es posible estudiar interacciones complejas a partir de un número limitado de muestras en HRCN, si bien la precisión del modelo obviamente aumenta con el número de muestras y el ámbito temporal de las mismas. En segundo lugar, se ha observado una mayor precisión en el caso en el cual no se consideran los eventos nulos. Finalmente, el error estándar empleando SVM es menor que utilizando redes neuronales, especialmente en el caso de pocos años de datos disponibles.

2.5.4. Caso práctico

Tal y como se ha mencionado anteriormente, uno de los aspectos críticos a la hora de modelar HRCN es el bajo número de eventos observados, el cual es la principal causa a la hora de elegir métodos de aprendizaje estadístico basados en muestras. En el presente caso práctico, solamente es posible analizar un escenario real con registros históricos de eventos correspondientes a dos años en una red real de tipo HRCN. En este caso, las variables empleadas por el predictor son las mismas que en el caso sintético, esto es, tres variables diferentes (longitud, latitud y longitud de la fibra) que se han empleado para caracterizar cada enlace. Los mismos algoritmos SVM se han probado empleando uno, dos y tres núcleos gaussianos. En consonancia con los resultados obtenidos en los experimentos con datos sintéticos, sola-

Tabla 2.1: MAE de las estimaciones con SVM y frecuentista en función del número de años disponibles.

Años	2	5	10	50
Frec.	$2.35 \cdot 10^{-3}$	$1.71 \cdot 10^{-3}$	$1.32 \cdot 10^{-3}$	$0.58 \cdot 10^{-3}$
SVM-3K	$1.45 \cdot 10^{-3}$	$1.43 \cdot 10^{-3}$	$0.52 \cdot 10^{-3}$	$0.37 \cdot 10^{-3}$

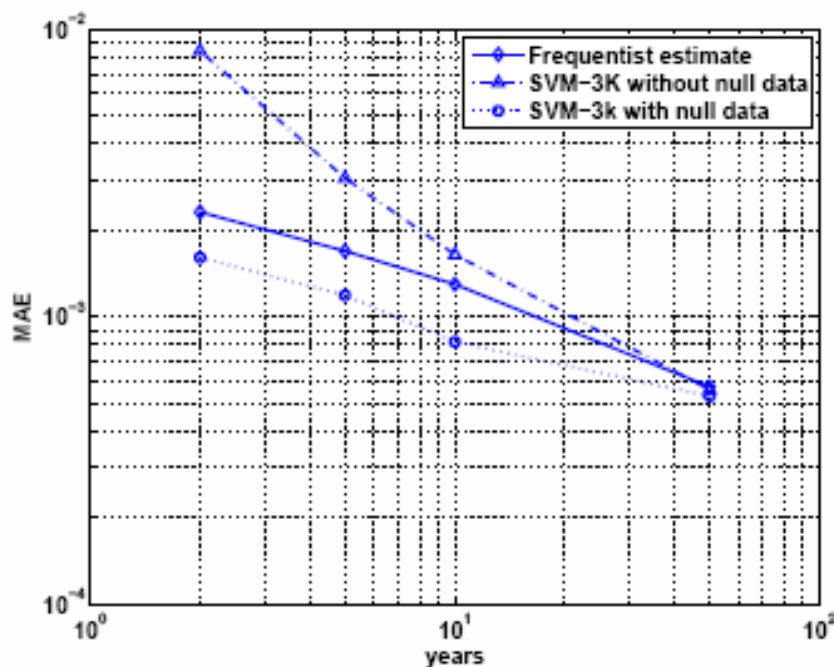


Figura 2.23: Valores medios del MAE en función del números de años de datos disponibles.

mente se han considerado muestras sin eventos nulos. Los parámetros libres se ajustan empleando técnicas de validación cruzada, separando aleatoriamente los datos disponibles en conjuntos de entrenamiento y validación. El rendimiento del modelo se analiza midiendo el error de predicción en el conjunto de validación. El procedimiento se ha repetido 200 veces con el fin de proporcionar una descripción estadística de la precisión obtenida.

En la Figura 2.24 se muestran los histogramas asociados a los errores de predicción en unidades logarítmicas para los tres algoritmos SVM. Se puede observar que hay una bimodalidad en el error presente en todos los algoritmos, mostrando que en algunos subconjuntos de entrenamiento la búsqueda de los parámetros libres del modelo lleva a soluciones subóptimas, mientras que en otros casos la precisión es excelente. Los valores medios del error en forma logarítmica son -0.84, -3.41 y -3.42 para los algoritmos con uno, dos y tres núcleos gaussianos, respectivamente. Conviene resaltar que una mejora considerable se obtiene cuando se emplean dos núcleos en comparación con un único núcleo. Por el contrario, la inclusión de un tercer núcleo no añade ulterior mejora en la precisión.

2.6. Conclusiones

Se ha introducido un nuevo enfoque para el modelado de la disponibilidad de los elementos de redes de tipo HRCN, el cual permite realizar estimaciones de la misma a partir de un número limitado

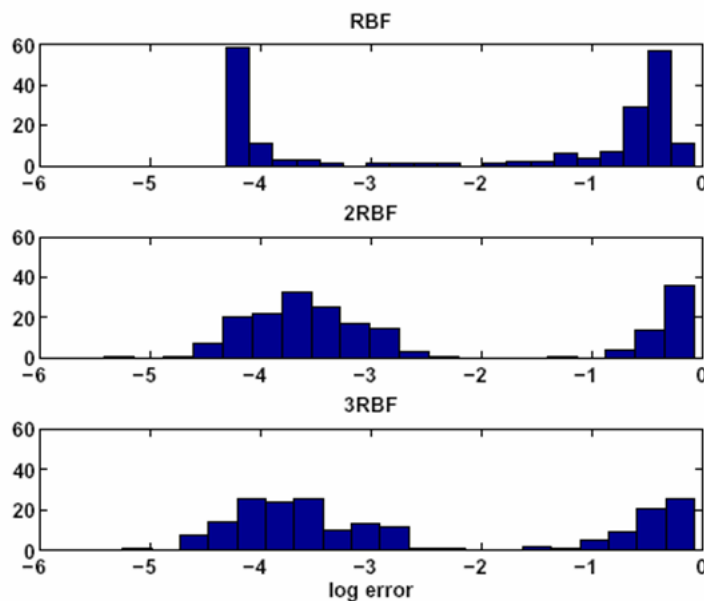


Figura 2.24: Histogramas del error logarítmico en el conjunto de validación para cada uno de los algoritmos en el caso de datos reales.

de eventos históricos. Esta propuesta emplea técnicas de aprendizaje estadístico. Específicamente, se ha elegido utilizar SVM, dado su probado rendimiento en aplicaciones previas en las que se dispone de un número muy limitado de muestras para la construcción del modelo. La flexibilidad puede ser ágilmente introducida en los algoritmos SVM agrupando variables y ajustando convenientemente los parámetros libres. Ello permite trabajar con varias escalas descriptivas (anchos de banda de los núcleos de Mercer gaussianos) que existen en los datos. El análisis de los datos sintéticos ha mostrado que los algoritmos SVM logran buenos resultados, especialmente al emplear solamente los primeros cinco años de observaciones, en los cuales muy pocas muestras están disponibles, incluso en comparación con las redes neuronales. Asimismo, la consideración de los eventos nulos para el proceso de entrenamiento ha mostrado ser más conveniente. Tal y como muestran los resultados, la introducción de varios núcleos otorga una mayor precisión a la hora de estimar la disponibilidad. El caso estudiado ha mostrado de igual manera que pueden obtenerse mejoras significativas ampliando el número de núcleos, incluso con un número limitado de años de observación. La precisión del modelo crece proporcionalmente con el volumen de datos observados, llegando a alcanzar un alto grado de fiabilidad en el caso del modelo sintético en el cual se dispone para el entrenamiento de observaciones correspondientes a muchos años.

Los algoritmos SVM introducidos posibilitan el análisis y modelado de los complejos efectos involucrados en la determinación de la disponibilidad de una red de telecomunicaciones. Una de las áreas más críticas en las unidades organizativas encargadas del mantenimiento es la estimación y caracterización de las averías. Así pues, un modelo como el desarrollado puede ser de gran aplicación a la hora de proponer estrategias adecuadas de mantenimiento. La generalización de dicho modelo es también posible para otras redes aparte de las telecomunicaciones, tales como las eléctricas o gasísticas.

Capítulo 3

Optimización de rutas

3.1. Introducción

El problema de la configuración de una red de sincronización dentro de una red de transmisión se puede abordar como un problema general de búsqueda de la red óptima, siendo el parámetro a optimizar la disponibilidad de la señal de sincronización. Sin embargo, tanto la finalidad de la aplicación como las condiciones de contorno presentan particularidades que han motivado el desarrollo de algoritmos específicos.

En el presente capítulo, se describen tanto nuevos algoritmos como modificaciones de otros existentes para la resolución del problema de optimizar las rutas de una red de sincronización. La métrica utilizada es inicialmente la disponibilidad, aunque los métodos utilizados permiten la inclusión ulterior de otro tipo de métricas, tales como costes, distancias o calidad de la señal. También se pretende establecer un marco de referencia común para varios de los algoritmos utilizados.

En este capítulo se van a describir el problema de búsqueda de rutas dentro de una red de telecomunicaciones, los modelos empleados para su resolución y los algoritmos desarrollados. Como muestra de las aplicaciones posibles de lo desarrollado, se describen simulaciones y un ejemplo práctico sobre una red de telecontrol en una red de transporte de energía eléctrica.

La estructura del capítulo será la siguiente:

- En primer lugar, se describen el problema, la notación y los criterios adoptados.
- A continuación se describen los algoritmos básicos de caminos mínimos propuestos en la literatura que se han considerado como marco referencial y su utilización para orientar la resolución del problema.
- Se describe y justifica la utilización de una infraestructura de redes bayesianas, creada a partir de una red de telecomunicaciones, cuya finalidad es servir para el cálculo de la disponibilidad de circuitos y rutas.
- Se desarrolla un método de búsqueda de caminos con disponibilidad óptima de la red de telecomunicaciones bajo estudio a partir de un algoritmo existente.
- Se desarrolla un nuevo método de búsqueda de caminos con disponibilidad óptima en la red de telecomunicaciones.

Protección en anillos SDH

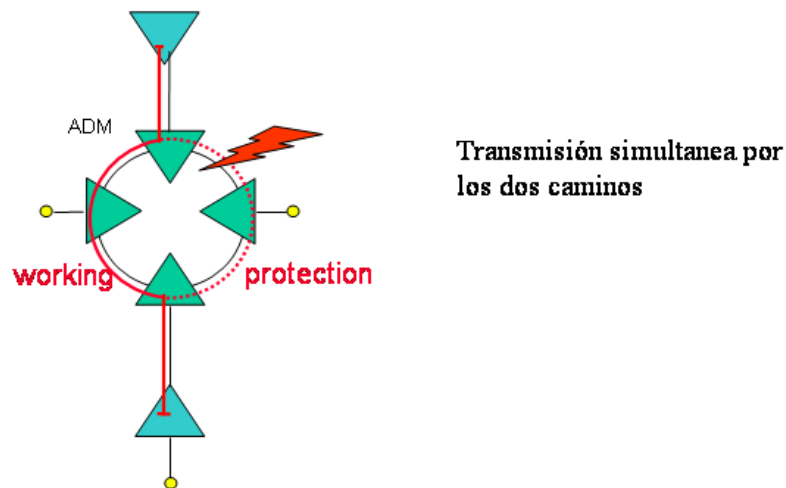


Figura 3.1: Esquema de una protección SNCP en un anillo SDH en el cual los datos se transmiten de manera simultánea por dos rutas.

- Se analiza un caso práctico y se establecen las conclusiones del trabajo conjunto presentado en el capítulo.

3.2. Definición del problema y notación

El ámbito de los desarrollos reflejados en este capítulo es una red de transmisión basada en tecnología SDH. Este tipo de tecnología incorpora de manera nativa mecanismos de protección que posibilitan que los circuitos de telecomunicaciones estén protegidos, estableciéndose una diversidad con al menos dos rutas físicas diferentes, de manera que el corte de una de ellas no suponga el corte del servicio. El tráfico se envía por dos rutas simultáneamente y ante un corte en la ruta activa los equipos extremos conmutan automáticamente a la ruta secundaria. Existen varios de tipos de protecciones siendo las más utilizadas las protecciones de tipo SNCP (aquella en la cual se establecen dos rutas simultáneamente, siendo una de ellas el respaldo de la otra en caso de fallo tal y como se muestra en la Figura 3.1) y MSSPRING (aquella en la que se reserva la mitad de la capacidad de cada enlace para reencaminar el tráfico en caso de corte) [39]. En adelante se considerará que las protecciones serán del tipo SNCP. Cuando se despliega una red de transmisión con tecnología SDH, se adopta de forma bastante habitual la configuración de anillo. El equipo base de esta configuración es el Multiplexor de Inserción y Extracción, denominado comúnmente ADM (del inglés *Add and Drop Multiplexer*).

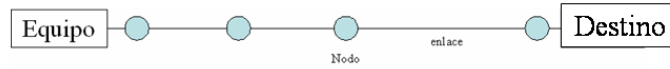


Figura 3.2: Modelo de una ruta de comunicaciones.

Con un ADM, es posible transmitir de manera simultánea los datos a través de dos enlaces de orden superior, denominados *agregados*. En el otro extremo del enlace se ubica otro ADM enfrentado al primero, también con dos agregados. Un ADM se puede configurar como una estación de tránsito, dejando pasar de manera transparente los datos cursados entre dos extremos. Si se enfrentan dos ADM cada uno de ellos con sus dos agregados, se obtiene un arquitectura con circuitos redundantes. La ventaja radica en que al producirse cualquier fallo en una de sus rutas individuales, es posible conmutar a la otra sin menoscabo del servicio. Cada una de las rutas que permiten comunicación entre los extremos es una concatenación de enlaces (Figura 3.2). El fallo de alguno de estos enlaces supone el corte de una ruta, pero ante el fallo de una ruta simple se dispone la otra ruta de respaldo y el servicio se mantiene (Figura 3.3).

Cada enlace tiene características constructivas propias, que tienen una repercusión inmediata en la tasa de fallos de los mismos. Cuando se dispone de registros históricos de averías suficientes, se puede modelar una probabilidad de fallo por enlace en base a datos históricos (ver Capítulo 3). Se ha observado que determinados fenómenos, tales como tormentas con aparato eléctrico, trabajos en instalaciones y obras públicas cercanas, provocan un aumento sensible de la probabilidad de corte de enlace. También se puede dar el caso que las dos rutas no sean realmente diferentes a lo largo de todo el trayecto físico, sino que compartan algunos tramos. Todo ello tiene un impacto en la disponibilidad del circuito. Esta situación se suele denominar tara o anillo (parcialmente) plano. Además, los cortes en una ruta no vienen dados solamente por cortes de enlace, sino que existen otra serie de fenómenos que pueden producir una caída de la ruta, tales como fallos de alimentación o fallos en equipos de transmisión. Estos fenómenos van a introducir aleatoriedad al modelar la probabilidad de fallo asociada a un circuito de comunicaciones.

Las HRCN son diseñadas normalmente empleando diversidad, de manera que el tráfico puede ser reencaminado a través de rutas físicas distintas, incrementando en varios órdenes de magnitud la disponibilidad de los servicios. Muchos de los algoritmos empleados para la búsqueda de las rutas en una red de telecomunicación usan métricas con costes aditivos, lo cual puede ser una suposición inexacta si la métrica es la disponibilidad, bien cuando la tasa de fallos sea muy baja, bien cuando no existan rutas completamente distintas. En el presente trabajo se propone la utilización de un coste basado en la disponibilidad, lo cual puede permitir la utilización de algoritmos clásicos como el algoritmo de Dijkstra [26] bajo determinados supuestos.

El estado de una ruta (operativa o no) se modela como la concatenación de varios enlaces y nodos. Si

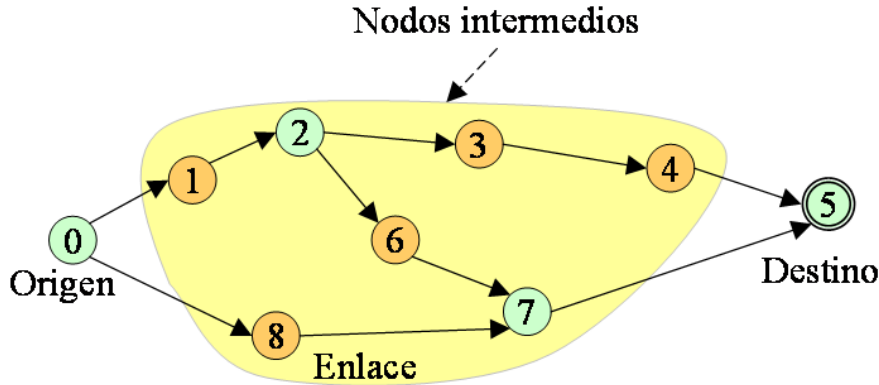


Figura 3.3: Problema de selección de la doble ruta. Existen tres posibles trayectos disjuntos desde el nodo origen 0 hasta el nodo destino 5. El objetivo es seleccionar el par de rutas que maximice la disponibilidad del servicio asociado al nodo 0 (conectividad).

un enlace o nodo está inoperativo, toda la ruta estará inoperativa. Una ruta puede estar inoperativa debido a otras causas diferentes a la de fallo de un enlace o nodo, tales como el fallo de la alimentación en una instalación.

Se propone el empleo de un coste basado en la disponibilidad, que permite el uso de algoritmos clásicos mediante el empleo de aproximaciones sobre las ecuaciones que describen la disponibilidad de un servicio con dos rutas. Asimismo, se ha desarrollado un nuevo algoritmo basado en redes probabilísticas que supera las prestaciones de los algoritmos clásicos cuando aparecen esporádicamente elementos con alta tasa de error en la red de alta fiabilidad.

La red bajo estudio sobre la cual se aplica este trabajo es real, tal y como se ha mencionado en la introducción de esta Tesis, y tiene en torno a 400 equipos SDH y 600 enlaces ópticos.

Antes de describir los detalles de los algoritmos utilizados, se establecen las siguientes definiciones:

- *Disponibilidad*: es el tiempo medio (porcentual) que un componente (nodo, enlace, ruta) se encuentra operativo.
- *Indisponibilidad*: es el tiempo medio no operativo.
- *Conectividad* (de un nodo): es el tiempo medio que un nodo está conectado a su destino (es decir, que puede establecer comunicación de datos si lo precisa).
- *Pérdida* (de un nodo): es el tiempo medio que un nodo está desconectado de su destino (es decir, que no puede establecer comunicación con el mismo).

En lo sucesivo, se utilizará la siguiente notación:

- $D_n(i)$: disponibilidad del nodo i . Por tanto, $I_n(i) = 1 - D_n(i)$ es su indisponibilidad.
- $D_e(i)$: disponibilidad del enlace i . Por tanto, $I_e(i) = 1 - D_e(i)$ es su indisponibilidad.
- $D_r(i)$: disponibilidad de la ruta r . Por tanto, $I_r(i) = 1 - D_r(i)$ es su indisponibilidad.

- $C(i)$: conectividad del nodo i . Por tanto, $P(i) = 1 - C(i)$ es su pérdida.

Los parámetros definidos se emplearán en los algoritmos que se describen a continuación.

3.3. Algoritmos de caminos mínimos

Los algoritmos del camino mínimo tratan de hallar la ruta más corta o de mínimo coste entre dos puntos. Este coste puede ser la distancia entre los puntos origen y destino, o bien cualquier otro tipo de métrica, como el tiempo o el coste económico asociado a cada ruta.

Dentro de estos métodos, se ha considerado la aplicación del algoritmo de Dijkstra y la modificación realizada sobre el mismo por Bhandari a la determinación de la red óptima de sincronización [8]. Los criterios seguidos para la elección de los mismos han sido:

- Existencia de una implementación sencilla.
- Facilidad para la introducción de costes basados en la disponibilidad de los enlaces.
- Obtención de una solución única.

3.3.1. Algoritmo de Dijkstra

Es un algoritmo empleado para la determinación del camino más corto dentro de un grafo desde un vértice origen hacia un vértice destino. El grafo es dirigido y con costes asociados a cada enlace. Su nombre se refiere a Edsger Dijkstra, quien lo describió en 1959 [26]. La idea subyacente en este algoritmo consiste en ir explorando todos los caminos más cortos que parten del vértice origen y que llevan a todos los demás vértices; cuando se obtiene el camino más corto desde el vértice origen, al resto de vértices que componen el grafo, el algoritmo se detiene.

Básicamente se parte de un grafo G , de tiene un conjunto de vértices V , entre los cuales hay un origen A y un destino Z . A cada enlace de dicho grafo que une dos vértices, u y v , hay asociado un coste $l(u, v)$. Si no existe enlace $l(u, v) = \infty$.

El objetivo es mantener actualizado el conjunto S de vértices visitados para los cuales se conoce el camino más corto y ampliar S hasta que S sea el conjunto total de vértices ($S = V$). Para ello se etiqueta cada vértice z con $d(z)$ que es el coste del camino más corto ya encontrado.

A continuación se describe con metacódigo los pasos del algoritmo.

Inicialización

- Sea $S = A$, $d(A) = 0$.
- Para todos los vecinos de A , $l(i) = l(A, i)$ con $i \in \Gamma_A$ (grupo de vecinos de A). En caso que i no sea vecino de A , $l(i) = \infty$, $S = V - \{A\}$.
- $S = V - \{A\}$, donde V es el conjunto total de vértices en el grafo.
- $Predecesor(i) = A$, para todos los vértices i en S .

Iteración

- Elegir el vértice $j \in S$ (conjunto de vértices visitados) tal que su coste sea mínimo.
- $S = S - \{j\}$.
- Si j es el destino (Z) se termina la búsqueda. En caso contrario continua.
- Para todos los vertices i vecinos de j (Γ_j), si $d(i) < d(j) + l(i, j)$ entonces $d(i) = d(j) + l(i, j)$ y $Predecesor(i) = j$
- Vuelve a la iteración.

El algoritmo es una especialización de la búsqueda de coste uniforme, y como tal, no funciona en grafos con aristas de coste negativo, ya que al elegir siempre el nodo con distancia menor, pueden quedar excluidos de la búsqueda nodos que en próximas iteraciones bajarían el coste general del camino al pasar por una arista con coste negativo.

3.3.2. Algoritmo de Bhandari

El algoritmo de Dijkstra es un método eficiente para encontrar el camino mínimo en un grafo. Sin embargo, a la hora de encontrar dos caminos dentro de un grafo cuyo coste conjunto sea mínimo conduce a soluciones ineficientes.

Para este problema existe otro algoritmo desarrollado de Bhandari [8] y Suurballe [89]. Uno de los inconvenientes que presenta el algoritmo de Dijkstra es que, si bien obtiene la ruta óptima dentro de un grafo, cuando se aplica para la obtención de dos rutas de manera que una sea la alternativa de otra conduce a soluciones subóptimas. El algoritmo de Bhandari utiliza dos etapas del camino más corto de Dijkstra, y a continuación, combina los resultados para encontrar los dos caminos disjuntos con menor coste total combinado.

Los pasos que realiza dicho algoritmo para encontrar las dos mejores rutas en las cuales no reutilicen enlaces son los siguientes:

- Ejecuta el algoritmo de Dijkstra modificado para que pueda gestionar costes negativos y obtiene la mejor ruta.
- Asigna costes negativos en sentido inverso y coste infinito a todos los enlaces de la ruta obtenida.
- Ejecuta de nuevo el algoritmo de Dijkstra modificado.
- Elimina los pares comunes de ambas rutas. Se obtienen las dos mejores rutas disjuntas.

3.4. Adaptación de métodos precedentes

El problema de optimización abordado en el presente trabajo consiste en seleccionar, para cada uno de los nodos en la red, el par de rutas que maximiza su conectividad, el cual será denominado *par más fiable*.

Como se ha visto en el apartado precedente, varios algoritmos han sido empleados para obtener las rutas más cortas desde un origen hasta un destino en un grafo [7]. Entre ellos destaca el mencionado algoritmo de Bhandari-Suurballe, el cual utiliza dos pasos del algoritmo de Dijkstra [26]. Dicho algoritmo puede ser extendido al caso en el cual no existan rutas disjuntas. Estos algoritmos están orientados a la minimización del coste global, el cual se puede definir como la suma de las indisponibilidades de los nodos y enlaces en las rutas. No obstante, la aplicación de estos métodos a nuestro problema puede ser subóptima, dado que el funcional a minimizar no es aditivo, sino una función multiplicativa de las contribuciones de las sub-rutas disjuntas.

En este apartado se describen dos métodos empleados basados en algoritmos existentes que han sido particularizados para la resolución del problema planteado.

Para medir la eficiencia de los algoritmos empleados, se han considerado también otros tipos de métrica, que son el número de saltos y la disponibilidad individual por ruta. En las siguientes secciones, se describen las características de este tipo de búsquedas, así como los algoritmos implementados en cada caso. La optimización por número de saltos o disponibilidad individual puede encontrar una ruta supuestamente óptima con elementos compartidos con la segunda ruta, llevando a un resultado con baja disponibilidad conjunta. No obstante, dichos métodos son herramientas complementarias útiles para la determinación de la conectividad.

Optimización por saltos

El algoritmo propuesto para la optimización por saltos consiste en seleccionar para cada nodo las dos rutas que lleguen al destino cruzando un menor número de enlaces. Las principales ventajas de este método son las siguientes:

- Es eficiente desde el punto de vista computacional.
- Si las disponibilidades de nodos y enlaces son similares, obtiene resultados próximos a la optimización por disponibilidad.
- Es una alternativa sencilla a otras búsquedas cuando no se dispone de datos fiables sobre las disponibilidades de los elementos de la red.

El principal inconveniente de este método es que no tiene en cuenta que las rutas seleccionadas pueden ser muy similares y con elementos comunes, de manera que es subóptimo para maximizar la conectividad.

En una primera aproximación, puede determinarse el par de rutas de menor número de saltos desde un nodo, n_i , a su destino $c(n_i)$, calculando en primer lugar todas las rutas del nodo al destino y seleccionando posteriormente las dos más cortas. Desafortunadamente, el número de rutas crece exponencialmente con el número de nodos y enlaces de la red, y para la dimensión de la red de telecontrol analizada resulta computacionalmente prohibitivo.

El algoritmo implementado para la optimización por saltos está basado en el de Dijkstra. La búsqueda obtiene la ruta más corta entre dos nodos dentro de un grafo mediante una poda en el conjunto total de rutas. En cada iteración, el algoritmo expande el conjunto de rutas exploradas con un nuevo salto. Si dos o más rutas convergen en un mismo nodo intermedio, se puede seleccionar la mejor ruta y el resto son eliminadas. De esta manera, el número de nodos a explorar se puede reducir de una manera significativa.

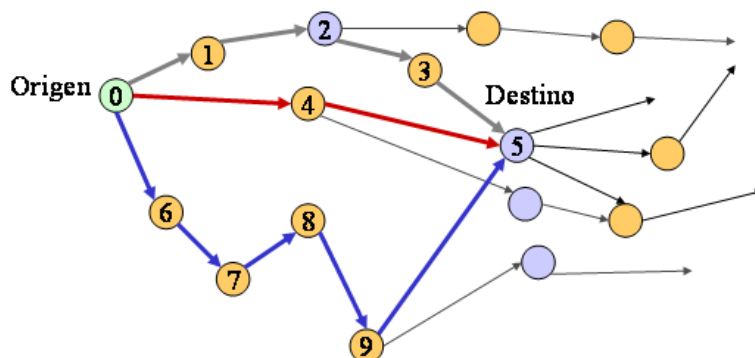


Figura 3.4: Las tres rutas mostradas convergen en el nodo 5. Se seleccionan las rutas 0-1-2-3-5 y 0-4-5 y se descarta la ruta 0-6-7-8-9-5, dado que tiene más enlaces.

Dado que el objetivo es encontrar las dos rutas más cortas, se limita la poda, manteniendo las dos rutas más cortas que puedan converger a un nodo y podando todas las demás (Figura 3.4). De esta manera la poda es menos severa, pero suficiente para evitar una excesiva carga computacional. En simulaciones realizadas se han conseguido resultados del orden de 10 segundos con la red objeto y un Pentium M 1.6 GHz.

Optimización por disponibilidad

El algoritmo propuesto para la optimización por disponibilidad consiste seleccionar las dos rutas que poseen la máxima disponibilidad individual. Este método tiene en cuenta la disponibilidad de los nodos y enlaces que atraviesa cada ruta. Sin embargo, no toma en consideración que las dos rutas seleccionadas puedan tener elementos comunes, lo cual puede degradar considerablemente la conectividad del nodo.

La principal ventaja de la optimización por disponibilidad es que, a diferencia de la optimización por saltos, el criterio de máxima disponibilidad proporciona una solución adaptada a los valores de disponibilidad de los nodos y los enlaces en la red. Con este método se consiguen, por tanto, dos rutas más fiables que la optimización por saltos.

En cambio, su principal inconveniente es que no tiene en cuenta el parecido entre las rutas y, por tanto, no es óptima desde el punto de vista de la conectividad del nodo. El algoritmo de búsqueda de las rutas óptimas es ligeramente más lento que el de optimización por saltos, pues requiere el cálculo de disponibilidades sobre un árbol de rutas de búsqueda.

El algoritmo de Dijkstra fue concebido inicialmente para cálculo de rutas de menor número de saltos, o bien para cálculo de rutas de menor coste total, para grafos en los que el paso por cada nodo o cada enlace tiene asignado un coste, y de modo que el coste total es la suma de los costes de los nodos y enlaces recorridos. La disponibilidad de una ruta no es la suma de las disponibilidades de sus nodos y enlaces, pero sí lo es su logaritmo, de manera que la indisponibilidad de una ruta puede expresarse como suma de las indisponibilidades de los nodos y enlaces recorridos. Por tanto, para la optimización por disponibilidad se ha empleado esencialmente el mismo algoritmo que para optimización por saltos, aunque teniendo en cuenta los costes asociados a las medidas de disponibilidad. Los tiempos de procesamiento aumentan en

Ejemplo: la alarma de robo

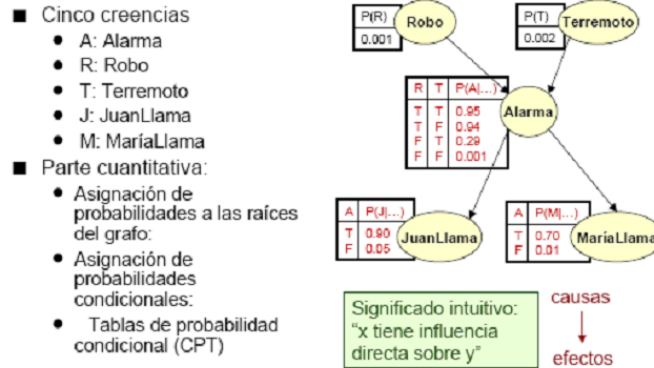


Figura 3.5: Ejemplo de un grafo representativo de una red bayesiana simple.

este caso un orden de magnitud respecto a la optimización por saltos.

3.5. Modelado y aplicación de redes bayesianas

Una de los aspectos más novedosos de esta Tesis en la aplicación de las redes probabilísticas para la determinación de la disponibilidad de una red de telecomunicaciones. A continuación se describen las bases del modelo aplicado.

3.5.1. Redes bayesianas

Las redes bayesianas son estructuras de datos que permiten representar las relaciones de dependencia entre un conjunto de variables. Constan de un grafo acíclico dirigido en el que cada nodo representa una variable aleatoria que tiene asociada una función de probabilidad condicional y cada enlace entre nodos una relación causal. La estructura de la red bayesiana provee información sobre las relaciones de dependencia condicional existentes entre las diferentes variables que representan un sistema, constituyendo un modelo probabilístico multivariado que relaciona un conjunto de variables aleatorias mediante un grafo dirigido en el cual se indica explícitamente las influencias causales. Mediante una aplicación extensiva de la regla estadística de Bayes, se pueden conocer las dependencias estadísticas de diferentes eventos dentro del sistema a modelar.

Las redes bayesianas (también denominadas redes probabilísticas) proporcionan un método directo para el modelado de probabilidades condicionales. Asociada a cada nodo existe una distribución de probabilidad condicionadas al posible valor de cada uno de los precedentes. Un ejemplo simple se muestra en la Figura 3.5.

A la hora de aplicar una red bayesiana a un problema concreto es necesario considerar dos aspectos:

- Parte cualitativa, compuesta por un Grafo Acíclico Dirigido (DAG) que define la estructura de la red impuesta por las condiciones de contorno del problema. En dicho grafo los nodos representan las variables aleatorias (creencias) y las flechas las influencias directas.
- Parte cuantitativa, formada por el conjunto de probabilidades condicionales que pueden ser de diferentes tipos (discretas, continuas o mixtas).

El nombre de redes bayesianas proviene del hecho de estar basadas en la estadística bayesiana, desarrollada a partir del teorema de Bayes. En su forma básica, el teorema de Bayes es un simple resultado de probabilidades condicionales. Sean A y B dos eventos con $p(A) > 0$. Entonces

$$p(B/A) = \frac{p(B)p(A/B)}{p(A)} \quad (3.1)$$

El uso principal de este teorema, en aplicaciones de probabilidad, es revertir el condicionamiento de los eventos, esto es, mostrar cómo la probabilidad de B/A está relacionada con la de A/B .

En la inferencia bayesiana se dispone de un parámetro sobre el cual se desea hacer inferencia γ , y se tiene un modelo de probabilidad $p(X/\gamma)$. La inferencia Bayesiana se basa en la función de probabilidad posterior, $p(\gamma/X)$, esto es, en la función de probabilidades del parámetro dados los valores de los datos. Además, es necesario especificar una función de probabilidades a priori $p(\gamma)$, la cual representa el conocimiento que se tiene sobre la función de probabilidades de γ previo a la obtención de los datos.

En el presente trabajo, la red bayesiana será utilizada para representar la red de telecomunicaciones sobre la cual se establecerá una estructura superpuesta de sincronización. La parte cualitativa estará formada por los enlaces y equipos de una red de transmisión interconectados entre sí, mientras que la parte cuantitativa estará establecida por las probabilidades condicionadas de fallo en rutas. Todo ello se desarrollará más detalladamente en capítulos posteriores.

Se han desarrollado algoritmos (motores de inferencias) que dentro de una red probabilística son capaces de calcular las probabilidades específicas de cada suceso a partir de observaciones del estado de cada nodo. Las redes probabilísticas son un método útil en la estimación de probabilidades ante nuevas evidencias y para la interpretación de relaciones entre eventos [45], [19].

Se ha construido un prototipo para determinar el motor de inferencias mas adecuado al presente caso de entre varias posibilidades. Se ha elegido un motor de inferencia exacta que soporta evidencias blandas *junction tree*. La biblioteca de funciones empleada permite asimismo la utilización de otros motores de inferencia, tanto exacta como no exacta. Se ha realizado una batería de pruebas utilizando una red generada aleatoriamente, siendo los resultados del mismo orden de magnitud (Figura 3.6).

3.5.2. Modelo general

Para determinar la conectividad de un nodo soslayando los inconvenientes presentados por los algoritmos anteriormente descritos, se ha construido un modelo basado en redes bayesianas. En la Figura 3.7 se muestra un diagrama de bloques con los elementos básicos del sistema propuesto. Dicho modelo permite realizar tres funciones básicas:

1. Configurar un modelo de red, creando un grafo representativo de la misma con sus correspondientes nodos y enlaces, y fijando valores de disponibilidad de los mismos.

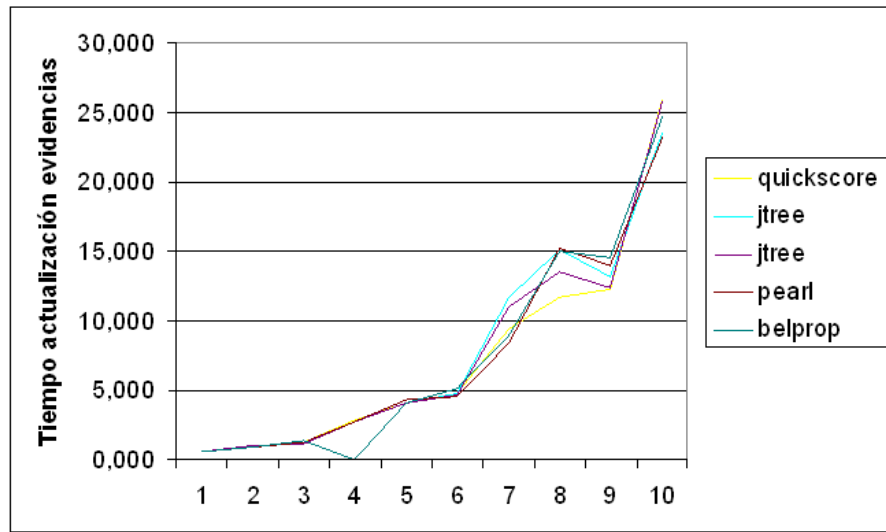


Figura 3.6: Comparativa del rendimiento de diferentes motores de inferencias.

2. Calcular la conectividad entre nodos.
3. Calcular la disponibilidad de las rutas de telecontrol.

Para completar sus tareas de cálculo, el corazón del modelo dispone de un motor de inferencia que, a partir de los valores de disponibilidad de los nodos y los enlaces, calcula disponibilidades de rutas y conectividad de nodos. Aunque los valores de disponibilidad de nodos y enlaces que precisa el motor de inferencia pueden ser fijados de manera manual, el sistema dispondrá de un algoritmo de aprendizaje, basado en SVM, que estimará dichas probabilidades a partir de bases de datos con registros de fallos en nodos y enlaces (ver Capítulo 3).

El motor de inferencia trabajará bajo las siguientes hipótesis de partida:

- La disponibilidad de un nodo es independiente de la disponibilidad de todos los demás nodos y enlaces de la red. Equivalentemente, la probabilidad de fallo de un nodo es independiente de la existencia o no de fallos en otros nodos o enlaces.
- La disponibilidad de un enlace es independiente de la disponibilidad de todos los demás nodos y enlaces de la red. Equivalentemente, la probabilidad de fallo de un enlace es independiente de la existencia o no de fallos en otros nodos o enlaces.

El modelo gráfico bayesiano que debe construirse a partir de una colección de rutas entrelazadas se ilustra en la Figura 3.8. El modelo se estructura en cuatro niveles:

1. Nodos y enlaces: cada nodo del modelo bayesiano en el primer nivel está constituido por las variables asociadas a la disponibilidad de los nodos y enlaces de la red de telecontrol.
2. Agrupamiento de nodos y enlaces: cada agrupamiento engloba a todos los nodos y enlaces que pertenecen a las mismas rutas de telecontrol.

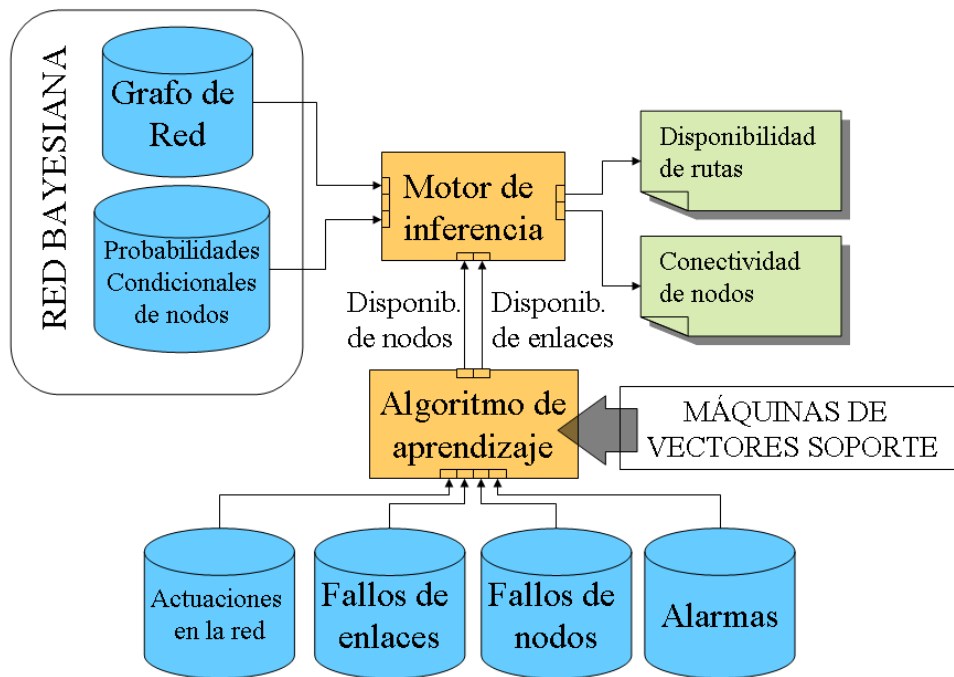


Figura 3.7: Diagrama de bloques del modelo basado en redes bayesianas.

3. Rutas: los nodos del tercer nivel se refieren a la disponibilidad de cada una de las rutas.
4. Conectividad: el último nivel consta de una sola variable, asociada a la conectividad del nodo de interés.

En el caso del modelo propuesto, las probabilidades del primer nivel vienen dadas por las disponibilidades de nodos y enlaces individuales. El resto de probabilidades condicionales asociadas al resto de nodos se obtienen de modo inmediato a partir de la estructura de la red de telecomunicaciones. Una vez determinada la estructura de dicha red, el cálculo de disponibilidad de cualquier ruta o el de conectividad del nodo pueden obtenerse mediante los algoritmos de inferencia característicos de redes bayesianas.

A partir de los supuestos anteriores, se puede desarrollar el modelo bayesiano propuesto. Se crea un grafo acíclico representativo de la red de telecomunicaciones. Cada enlace se asocia con sus correspondientes nodos a conectar. A continuación, se crea la entidad lógica que representa a una ruta, formada a nivel físico por una concatenación de enlaces y nodos. A nivel lógico, una ruta estará operativa si todos los elementos constitutivos de dicha ruta están operativos. De esta manera, la condición de fallo en una ruta es una puerta lógica OR de las condiciones de fallo de cada uno de los elementos de la misma. Por encima de la ruta se construye la entidad lógica de la conectividad de un nodo. Un nodo tendrá la conectividad operativa si al menos una de las rutas asociadas la mismo está operativa, constituyendo una puerta lógica OR de las disponibilidades de sus rutas. Se puede introducir una condición general de fallo independiente al fallo de enlaces o nodos que permite modelar las disponibilidades de los nodos como una puerta OR ruidosa (*Noisy-OR*)[30].

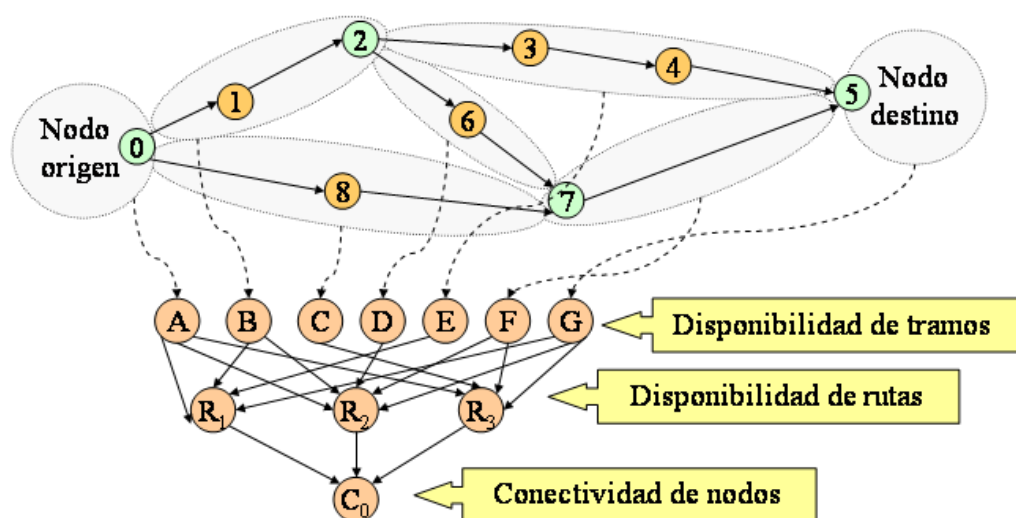


Figura 3.8: Modelo lógico bayesiano.

Con esta estructura, la conectividad de la red completa puede determinarse mediante los algoritmos de inferencias propios de las redes probabilísticas. Una ventaja adicional de este entorno es la posibilidad de realizar un aprendizaje de los datos observados, empleando este conocimiento para mejorar drásticamente la precisión de las predicciones realizadas [101, 99].

Se puede explotar el pleno potencial de las redes bayesianas, incluyendo la posibilidad de utilizar evidencias blandas (*soft/virtual evidences*) de aplicabilidad a los casos en los cuales un nodo no es observable [45], pero se puede suponer la distribución de algunos de sus posibles valores. Estos datos se pueden introducir en la red probabilística y recalculan las probabilidades correspondientes.

3.5.3. Modelado básico mediante redes bayesianas

A continuación se detallan brevemente los modelos básicos que se pueden combinar entre sí para formar el modelo representativo de la red general de telecomunicaciones cuya disponibilidad se pretende optimizar.

Modelo de anillo simple

A cada enlace se le asocia un nodo en el grafo. Todos los enlaces asociados a una ruta convergen en el nodo tipo OR ruidoso que representa dicha ruta. Ambas rutas convergen en un nodo tipo AND que representa la conectividad del nodo de red. En el nodo que representa el fallo de ruta se introduce una condición general de fallo que representa fallos indeterminados diferentes del fallo de un enlace.

El modelo de datos se muestra en la Figura 3.9, y la red probabilística que modela la probabilidad de corte de este circuito simple es la que se muestra en la Figura 3.10. Se puede observar que el modelo para la probabilidad de corte de ruta en función del corte de los enlaces es realmente una puerta OR y se puede modelar como tal. A esta puerta OR hay que añadir la probabilidad que una ruta se corte por una causa que no sea el corte de enlace, tal como un fallo de alimentación, que en este caso modelamos como Corte General con probabilidad p .

Modelo de anillo con tara

Se denomina *tara* a aquella situación en la cual dos enlaces que pertenecen a rutas diferentes y que teóricamente deberían ser completamente distintos van sin embargo por el mismo camino físico. Esta situación se produce en algunos casos en los cuales no es posible disponer de rutas diferentes y supone un menoscabo en la disponibilidad del servicio de telecomunicación. En el sector de las telecomunicaciones se conoce también como punto de debilidad, tramo de debilidad, tramo único o tramo de anillo plano, entre otros.

Esta situación es una variante del modelo anterior y es un circuito con dos rutas que poseen un enlace común, tal y como se muestra en la Figura 3.11. Se observa que los enlaces A1 y B1 comparten la misma canalización común. En este caso, se considera que los posibles cortes que se produzcan implicarán un corte simultáneo en los dos enlaces y por tanto, en las dos rutas con la consiguiente interrupción del servicio. El diagrama lógico se muestra en la Figura 3.12.

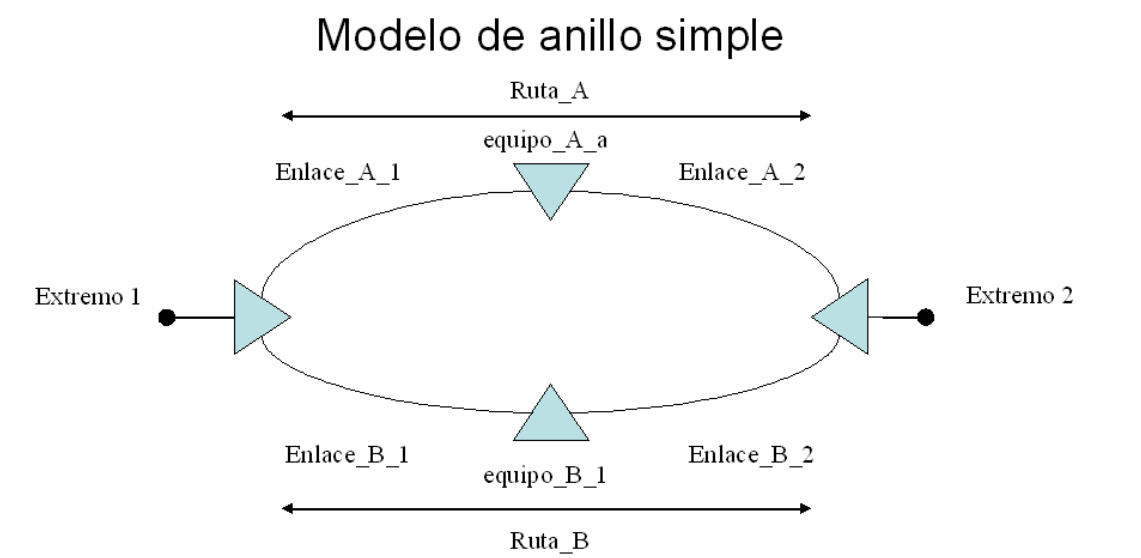


Figura 3.9: Modelo de anillo simple.

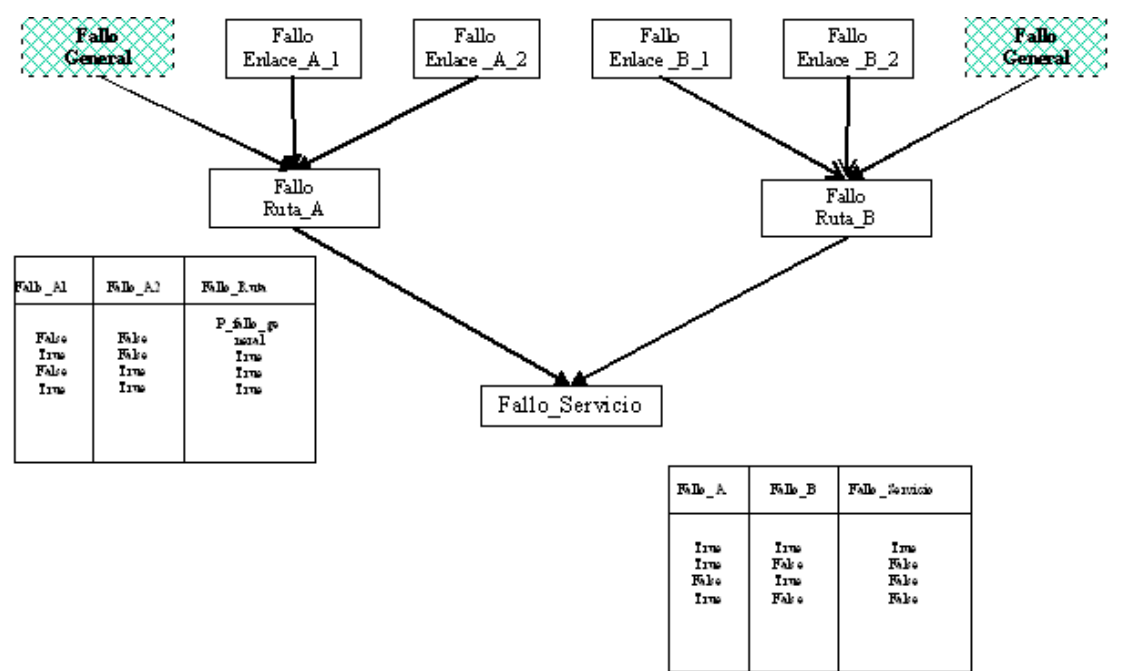


Figura 3.10: Modelo lógico del anillo simple.

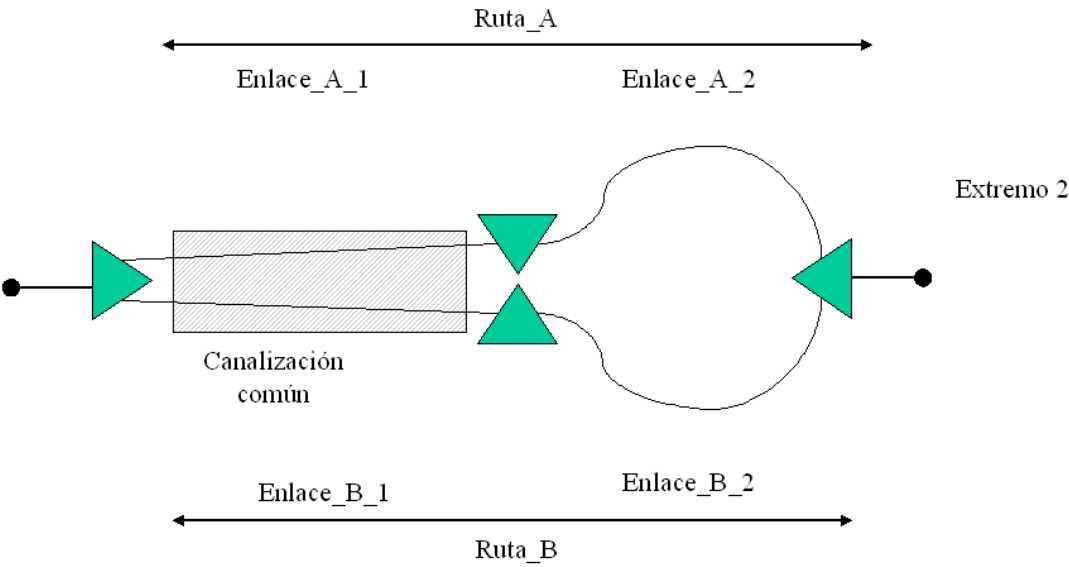


Figura 3.11: Modelo de anillo con un tramo común en ambas rutas.

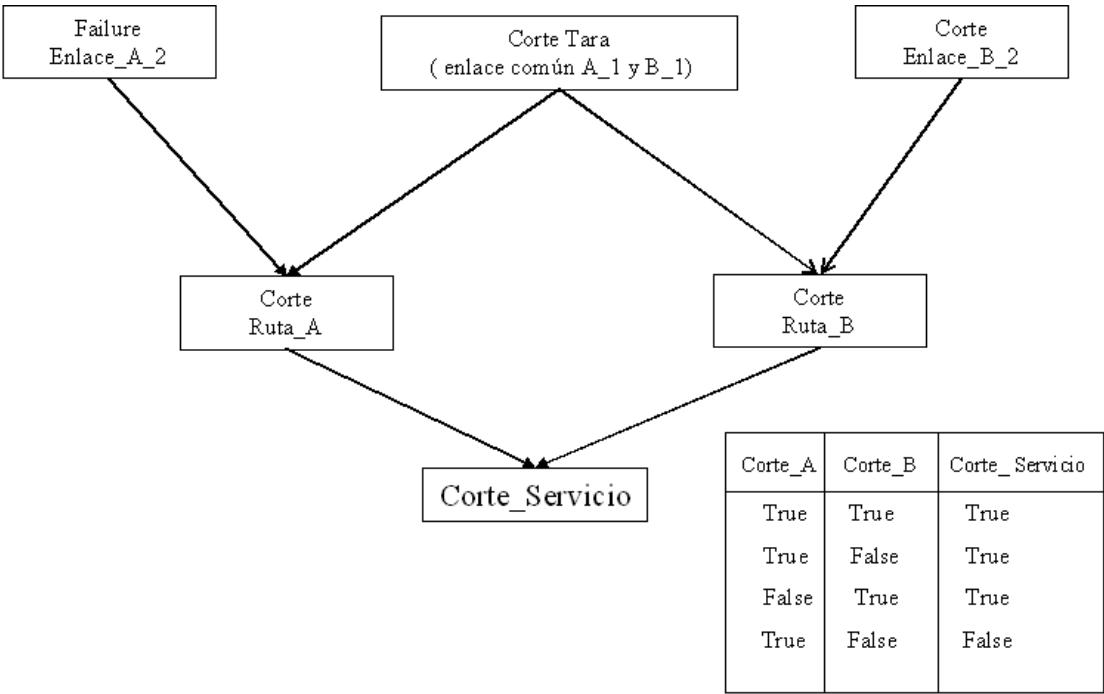


Figura 3.12: Modelo lógico del anillo con tramo común.

Tabla 3.1: Probabilidades condicionales asociadas a la aparición de una alarma.

Alarma	Probabilidad(Corte/Alarma)
Falso	$1 \cdot 10^{-7}$
Verdadero	0.05

Anillos concatenados

En algunos casos es inevitable que dos rutas diferentes confluyan en el mismo punto intermedio, generándose un punto de debilidad o tara puntual. En estas situaciones, se puede optar entre dos configuraciones:

- Mantener las dos rutas diferentes y asumir la debilidad.
- Instalar un equipo transconector (*cross-connect*) o bien una configuración de dos ADM cuyos tributarios estén interconectados (*back2back*), de manera que finalmente se disponga de dos anillos yuxtapuestos con un vértice común.

En este caso se puede combinar el modelo básico, tal y como se muestra en las Figuras 3.13 y 3.14.

Introducción de las probabilidades de fallo de equipos

Se puede añadir un refinamiento en el modelo consistente en añadir el evento de fallo de equipo dentro del fallo de un nodo. Así como a efectos prácticos un corte de enlace siempre provoca un corte en la ruta, el fallo en un equipo no provoca irremisiblemente un corte en el servicio. Los estándares definen tres tipos de alarmas en un equipo, a saber:

- *Critical*: implican corte de servicio (por ejemplo, fallo del láser del equipo)
- *Major*: no implican corte de servicio, pero si dicha alarma no se atiende provocará a corto plazo un fallo de servicio (por ejemplo, el fallo del sistema de refrigeración no provoca fallo de servicio, pero si no se atiende el equipo se acaba por quemar).
- *Minor*: no implican corte de servicio ni tampoco una atención inmediata (por ejemplo, si un equipo tiene dos fuentes de alimentación, el fallo de una de ellas es una alarma de este tipo).

Un fallo de equipo provoca un fallo de servicio de una manera probabilística. A modo de ejemplo, típicamente se podría suponer que la aparición de un fallo de equipo produce un corte en el 5 % de los casos. Esta situación la podemos modelar según la Tabla 3.1.

La introducción de evidencias consiste en la observación de alarmas, es decir, se observan las alarmas a través de un sistema de gestión y se actualiza la probabilidad de corte de servicio en red en base a aquéllas.

En este caso se puede construir el modelo, tal y como se muestra en la Figuras 3.15 y 3.16.

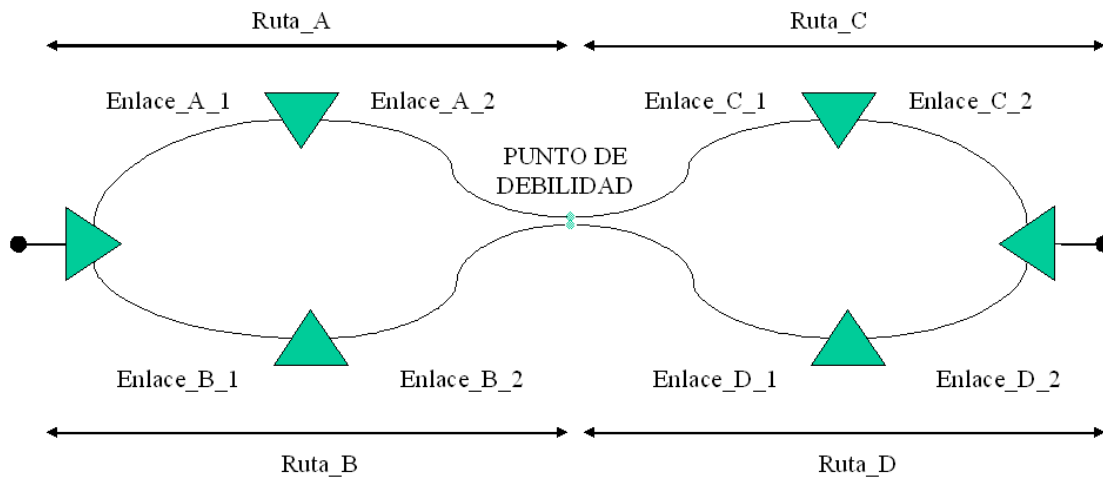


Figura 3.13: Anillos concatenados.

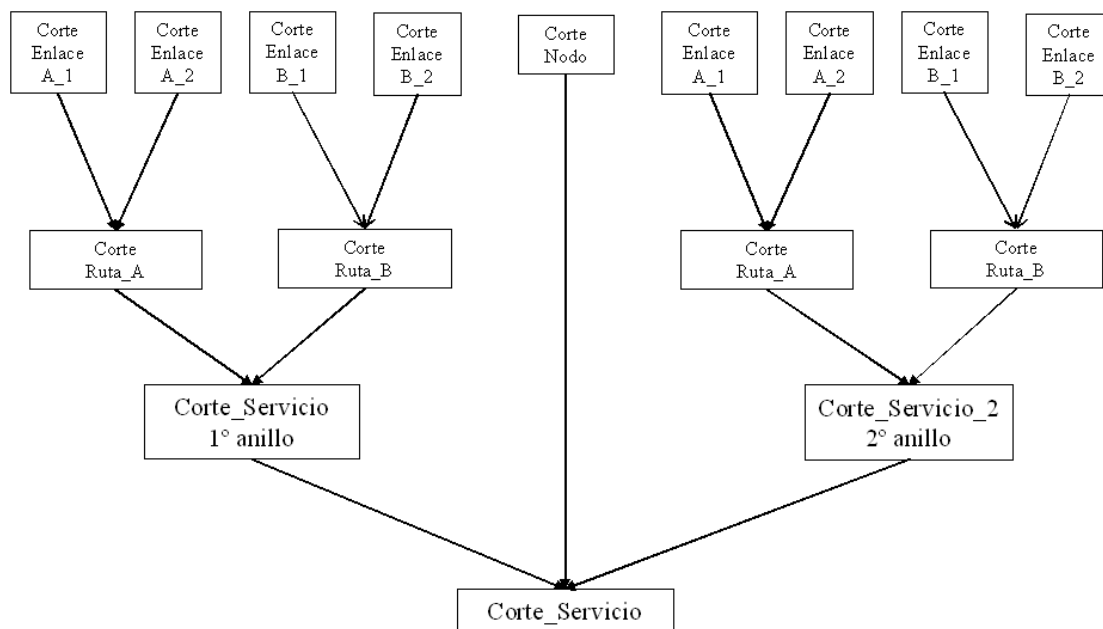


Figura 3.14: Modelo lógico de anillos concatenados.

Modelo anillo con corte de equipos

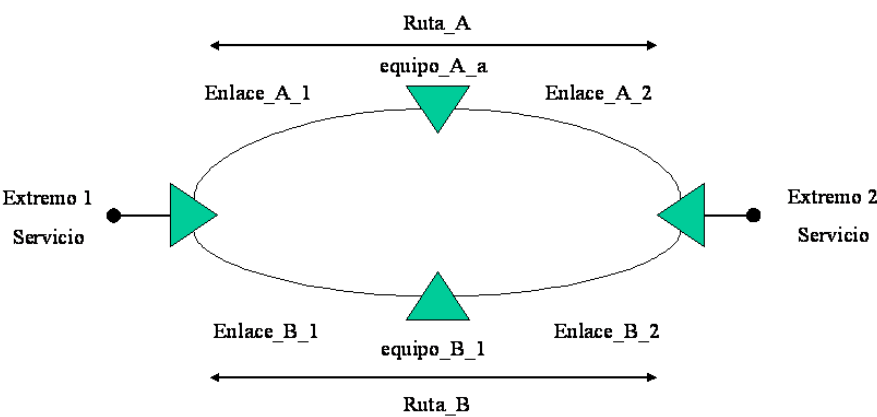


Figura 3.15: Modelo de anillo considerando fallos de equipos.

Modelo probabilístico de anillo con equipos

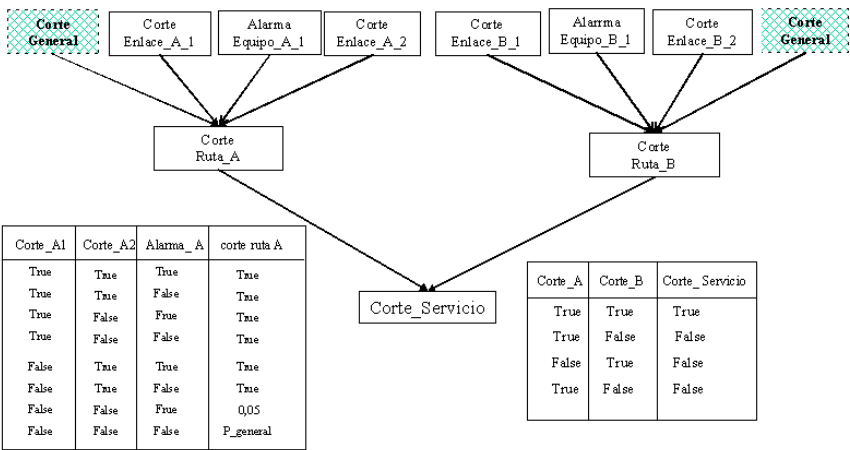


Figura 3.16: Modelo lógico considerando fallos de equipos.

Tabla 3.2: Probabilidades asociadas a un corte de ruta con una causa indeterminada de fallo.

A	B	P(Corte)
Falso	Falso	p
Verdadero	Falso	1
Falso	Verdadero	1
Verdadero	Verdadero	1

Nodos OR ruidosos

Los nodos con los que se caracterizan los cortes de ruta son de tipo OR ruidosos (*Noisy OR*). Ello implica conformar una puerta lógica OR con una variación probabilística. Su utilidad se justifica en el hecho que existen pérdidas de servicio ajenas a los fallos en nodos y enlaces. La tabla condicional con la cual se modela el corte de ruta (C) en función del corte de enlace (A) y corte de enlace (B) es la expresada en la Tabla 3.2, donde p es la probabilidad que se utiliza para caracterizar fallos generalizados en el sistema, tales como fallos de alimentación o en las plataformas de gestión. Es decir, si se corta un enlace cualquiera, se corta inevitablemente la ruta que contiene dicho enlace, no obstante se puede cortar la ruta sin estar ningún enlace cortado. Esta probabilidad p es normalmente mucho menor que el corte de enlace.

Aspectos generales del modelo

La ventaja fundamental del modelo de redes bayesianas descrito anteriormente es su modularidad. A partir de los anillos elementales, se pueden ir construyendo modelos más complejos que incluyan varios esquemas de protección. Es posible modelar con flexibilidad situaciones típicas de anillos de telecomunicación, y retocar configuraciones rápidamente. También permite actualizar las probabilidades de corte de cada uno de los enlaces o nodos de la red. Normalmente es muy difícil establecer probabilidades de corte de enlace, y lo mejor que se puede hacer es estimar la probabilidad basándose en el histórico de indisponibilidad.

La posibilidad de introducir evidencias blandas (aquellas en las que se conoce una aproximación de las distribuciones de probabilidad) es importante. Determinados fenómenos como tormentas con aparato eléctrico, trabajos en instalaciones y obras públicas cercanas provocan un aumento sensible de la probabilidad de corte de enlace. La valoración de este impacto es difícil, nuevamente se recurre a históricos y tampoco se conoce con exactitud cuántas situaciones de este estilo se han producido sin que haya habido corte. Una estimación posible es que trabajos en las instalaciones provocan un aumento de un 20 % en la probabilidad de enlace. Otra ventaja del modelo es la posibilidad de caracterizar fallos generalizados en el sistema, tales como fallos de alimentación o fallos generales de equipos, repartidores de fibra o edificios. El corte de un enlace cualquiera corta inevitablemente la ruta que contiene dicho enlace, sin embargo se puede cortar la ruta sin estar ningún enlace cortado. Esta probabilidad p es normalmente mucho menor que el corte de fibra. Si manejamos probabilidades de corte de enlace del orden de 10^{-5} , la de fallo general en ruta es en torno a 10^{-8} . Las razones son obvias, el nivel de seguridad en el interior de una instalación es mucho mayor que el que puede presentar una fibra de muchos kilómetros a la intemperie, sometida a todo tipo de inclemencias.

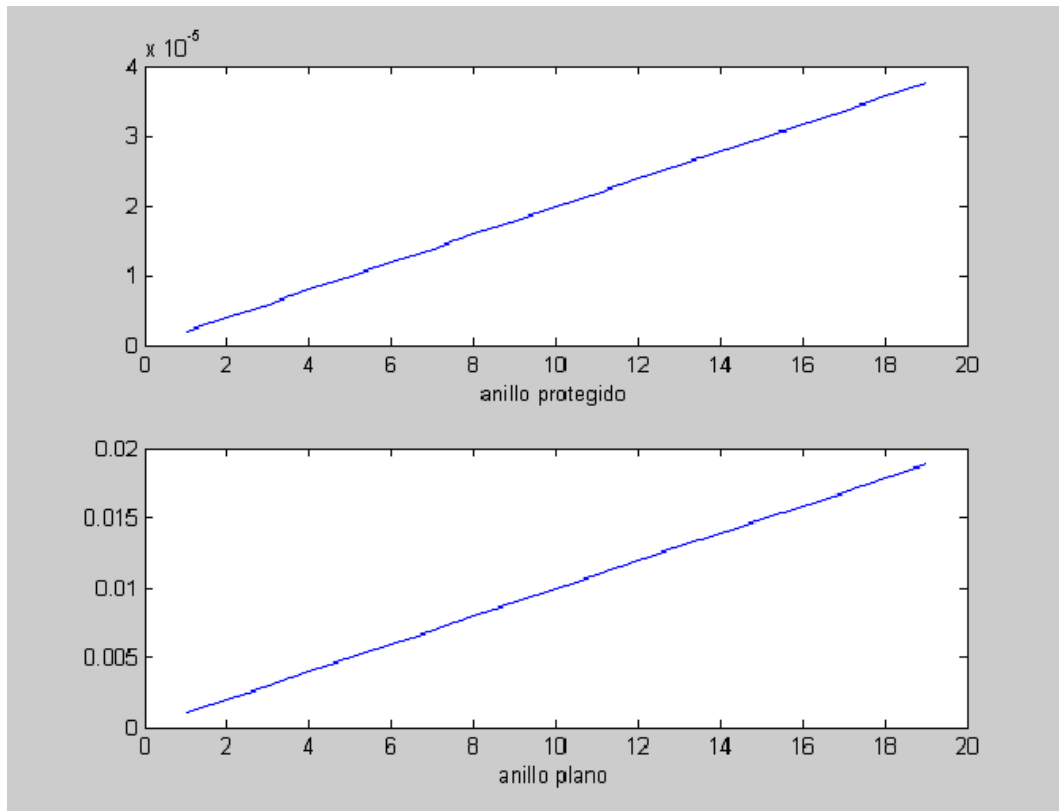


Figura 3.17: Ejemplo de disponibilidad comparativa entre un servicio con 1 y 2 rutas en función del número de enlaces. En el eje vertical se muestra la probabilidad de corte y en el eje horizontal se muestra el número de enlaces.

Una aplicación inmediata es la aplicación a la planificación de redes de telecomunicaciones. Mediante estos modelos se puede averiguar rápidamente la disponibilidad comparativa de las diferentes configuraciones de anillos. En el ámbito de un operador de telecomunicaciones, puede ser una herramienta útil para justificar o no inversiones en infraestructuras de fibra óptica. Dependiendo del tipo de tráfico, se toma la decisión de protegerlo por dos rutas o no. En la Figura 3.17 se muestra la diferencia de probabilidad de corte entre un anillo protegido y otro plano. Se toma una probabilidad de corte de enlace arbitraria de 0.99. En el eje de abscisas se muestra el número de enlaces.

Se puede considerar un ejemplo sencillo para ilustrar estos conceptos, cuyo esquema se muestra en la Figura 3.18. Un operador de telecomunicaciones con licencia B1 dispone de puntos de presencia en 3 provincias en la cuales concentra el tráfico de todos sus clientes. Ese tráfico es llevado a la central de conmutación regional mediante un enlace de fibra óptica único. La probabilidad de corte de enlace es 0.9996. La pérdida de mercado de 1 hora supone 100,000 euros de indemnizaciones. El alquiler de fibra óptica anual para establecer otro enlace que sirviera de protección es de 400,000 euros. El proveedor de fibra nos garantiza una probabilidad de corte de enlace de 0.95.

Si se considera que el operador alquila la fibra y se introducen los datos en el modelo, se obtiene que por término medio anualmente habrá que afrontar las indemnizaciones por pérdida de servicio expresadas

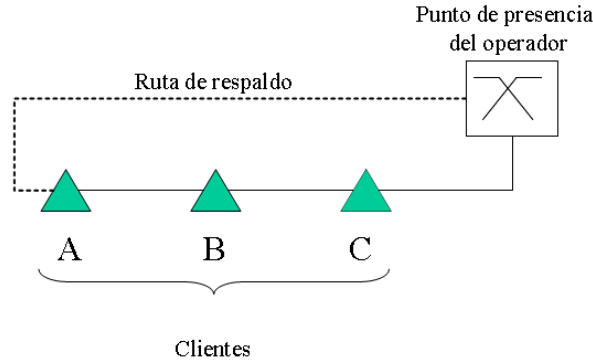


Figura 3.18: Ejemplo de un operador que dispone de tres puntos de presencia.

en la Tabla 3.3. Por el contrario en el caso de no emplear respaldo los costes serían los reflejados en la Tabla 3.4.

3.6. Utilización del algoritmo de Bhandari y aproximaciones

A continuación se va a describir uno de los dos algoritmos empleados para la búsqueda de las dos mejores rutas en este trabajo. En este primer caso se ha optado por emplear un algoritmo ya existente, particularizándolo para la presente aplicación. El algoritmo en cuestión ha sido desarrollado por Bhandari [8] y descrito anteriormente. Para adaptar dicho algoritmo se han desarrollado una serie de aproximaciones que se justifican a continuación.

3.6.1. Cálculo de disponibilidades

Ruta es toda secuencia conectada de nodos desde un nodo origen a un nodo destino. Por tanto, una ruta R está dada por una secuencia de nodos $\mathcal{N} = \{n_0, \dots, n_f\}$ siendo n_0 el nodo de inicio y n_f el destino, y una secuencia de enlaces $\mathcal{E} = \{e_{0,1}, \dots, e_{f-1,f}\}$ de tal modo que $e_{i,i+1}$ es un enlace entre los nodos n_i y n_{i+1} , para todo i , $0 \leq i < f$.

Una ruta está disponible si lo están todos y cada uno de sus nodos, y sus enlaces correspondientes. En virtud de la supuesta independencia entre disponibilidades de nodos y enlaces, podemos escribir:

$$D_r(R) = \prod_{j=0}^f D_n(n_j) \prod_{k=0}^{f-1} D_e(e_{k,k+1}) \quad (3.2)$$

donde i es el índice de la ruta. Análogamente se puede expresar la indisponibilidad asociada a la ruta de la siguiente manera:

$$I_r(R) = 1 - D_r(i) = 1 - \prod_{j=0}^f D_n(n_j) \prod_{k=0}^{f-1} D_e(e_{k,k+1}) \quad (3.3)$$

Tabla 3.3: Costes de indemnizaciones sin ruta de respaldo.

Ciudad	Probabilidad de Corte	Indisponibilidad anual (horas)	Costes indemnizaciones
A	$1.20 \cdot 10^{-4}$	10.51	3,153,600
B	$7.99 \cdot 10^{-4}$	7.01	2,101,980
C	$4.00 \cdot 10^{-4}$	3.50	1,051,200

Tabla 3.4: Costes de indemnizaciones con ruta de respaldo.

Ciudad	Probabilidad de Corte	Indisponibilidad anual (horas)	Costes indemnizaciones
A	$5.99 \cdot 10^{-5}$	0.52	157,620
B	$4.03 \cdot 10^{-5}$	0.35	105,880
C	$4.00 \cdot 10^{-4}$	0.18	53,360

Modelo aditivo de disponibilidad de rutas

Habitualmente, en el tipo de red a estudiar las indisponibilidades de nodos y enlaces son bajas, de modo que las aproximaciones de primer orden son muy precisas. Despreciando en (3.3) todos los productos de dos o mas indisponibilidades, podemos escribir:

$$\begin{aligned}
 I_r(R) &= 1 - \prod_{j=0}^f (1 - I_n(n_j)) \prod_{k=0}^{f-1} (1 - I_e(e_{k,k+1})) \\
 &\approx \sum_{j=0}^f I_n(n_j) + \sum_{k=0}^{f-1} I_e(e_{k,k+1})
 \end{aligned} \tag{3.4}$$

La ecuación anterior constituye un modelo aditivo de indisponibilidad, en el que el efecto de añadir un enlace a un nuevo nodo produce un incremento de la indisponibilidad que depende solamente de la indisponibilidad del nodo añadido, así como del enlace al mismo, y que no depende del resto de nodos de la ruta. El modelo aditivo es, en la práctica, más preciso que el no aditivo, debido a los problemas que precisión finita que plantea el cálculo de términos de la forma $1-I$, cuando I puede tomar valores en torno a 10^{-9} . El modelo aditivo permite emplear algoritmos eficientes como el de Dijkstra [26] para búsqueda de la ruta de menor indisponibilidad.

Optimización de rutas disjuntas basada en Dijkstra (Bhandari)

Una estrategia alternativa consiste en buscar el par de rutas disjuntas que tienen una indisponibilidad conjunta mínima. En este caso, se puede emplear el algoritmo propuesto por Bhandari [7, 8, 89]. Dicho algoritmo emplea dos pasos del algoritmo de Dijkstra y puede generalizarse para el caso en el cual no existen dos rutas completamente disjuntas buscando una minimización del coste total.

Para explotar completamente el potencial de dicho algoritmo, se emplea la aproximación aditiva expuesta en la Ec. (3.4). Dicha aproximación considera la indisponibilidad de una ruta como la suma de

las indisponibilidades de sus nodos y enlaces. De esta manera, la indisponibilidad de un enlace se puede considerar como su coste asociado y puede ser usada de manera aditiva.

Conectividad de nodos

La conectividad de un nodo refleja la probabilidad que al menos una ruta que enlace el nodo con su destino esté operativa y su determinación es más compleja. Si las rutas no tienen nodos ni enlaces comunes, la conectividad del nodo puede calcularse como sigue. En primer lugar, un nodo n_0 permanece conectado al nodo destino c siempre que se cumplan simultáneamente las tres condiciones siguientes:

1. El nodo n_0 está operativo.
2. El nodo c está operativo.
3. Al menos una de las rutas de telecontrol de n_0 a c está operativa.

Se parte del supuesto de que cada nodo tiene dos rutas hacia su destino. Incluso si existen múltiples rutas se van a considerar solamente dos. Si dichas rutas son completamente diferentes, la conectividad del nodo puede expresarse como sigue.

Sean R_0, \dots, R_{K-1} las rutas de telecontrol del nodo n_0 . Sea \bar{R}_k el conjunto de nodos y enlaces de la ruta R_k excluyendo los nodos extremos (es decir n_0 y C). En tal caso se puede escribir:

$$C(n_0) = D(n_0) D \left(\bigcup_{k=0}^{K-1} \bar{R}_k \right) D(C) \quad (3.5)$$

donde el segundo factor es la disponibilidad del conjunto de rutas de telecontrol entendida como el tiempo medio de disponibilidad de alguna de ellas. Considerando esto, y suponiendo que los nodos terminales (origen y destino) están disponibles, la conectividad del nodo n_0 se pierde si y solo si todas las rutas asociadas a dicho nodo \bar{R}_k están inoperativas. Asumiendo que los fallos de nodos y enlaces son estadísticamente independientes, se puede escribir:

$$D \left(\bigcup_{k=0}^{K-1} \bar{R}_k \right) = 1 - \prod_{k=0}^{K-1} I_r(\bar{R}_k) \quad (3.6)$$

donde la indisponibilidad del segundo término debe entenderse como el tiempo medio en el que ninguna de las rutas está disponible.

Sean $\{n_{k,0}, \dots, n_{k,f_k}\}$ y $\{e_{k,1,2}, \dots, n_{k,f_{k-1},f_k}\}$ el conjunto de nodos y rutas k (de manera que $n_{k,0} = n_0$ y $n_{k,f_k} = C$). En este caso, empleando la Ec.(3.3), tenemos que:

$$\begin{aligned} I_r(\bar{R}_k) &= 1 - D_r(\bar{R}_k) \\ &= 1 - \prod_{i=1}^{f_k-1} D_n(n_{k,i}) \prod_{j=0}^{f_k-1} D_e(e_{k,j,j+1}) \end{aligned} \quad (3.7)$$

Combinando las Ecs. (3.5), (3.6) y (3.7), se obtiene:

$$C(n_0) = D(n_0) D(C) \left(1 - \prod_{k=0}^{K-1} \left(1 - \prod_{i=1}^{f_k-1} D_n(n_{k,i}) \prod_{j=0}^{f_k-1} D_e(e_{k,j,j+1}) \right) \right) \quad (3.8)$$

Elementos compartidos en rutas

Es deseable que las rutas asociadas a un nodo no compartan tramos comunes, pues cualquier fallo en un nodo o en un enlace compartido dejaría fuera de servicio todas las rutas que pasen por él. Sin embargo, no siempre es posible evitar esta situación, por varias circunstancias:

- Porque no existen rutas alternativas.
- Porque la disponibilidad de las rutas alternativas es baja, y resulta preferible utilizar rutas con tramos compartidos que mantienen valores altos de disponibilidad.

Para los valores de disponibilidad habituales (por encima del 99 %), la segunda circunstancia no se presenta nunca, o es muy poco frecuente.

En cualquier caso, se ha contemplado la posibilidad de que existan rutas con tramos compartidos, y se han calculado la conectividad en estos casos. Dicho cálculo, en general, se complica con respecto al cálculo de indisponibilidades cuando no hay tramos comunes. La conectividad de un nodo con dos rutas no completamente diferentes se puede expresar separando la contribución de los elementos comunes y no comunes. Si R_0 y R_1 son las dos rutas alternativas, entonces:

$$C(n_0) = \prod_{j \in \Phi_n} D_n(n_j) \prod_{k \in \Phi_e}^{f-1} D_e(e_{k,k+1}) \times \quad (3.9)$$

$$\times \left(1 - \left(1 - \prod_{i \in \Phi_{n,0}} D_n(n_{0,i}) \prod_{j \in \Phi_{e,0}} D_e(e_{0,j,j+1}) \right) \times \right.$$

$$\left. \times \left(1 - \prod_{i \in \Phi_{n,1}} D_n(n_{1,i}) \prod_{j \in \Phi_{e,1}} D_e(e_{1,j,j+1}) \right) \right)$$

donde Φ_n y Φ_e son respectivamente el conjunto de nodos y rutas compartidos y $\Phi_{n,i}$ y $\Phi_{e,i}$ es el conjunto de nodos y rutas no compartidos desde la ruta i , para $i = 0, 1$.

Aproximación de primer orden

Si, de nuevo, reemplazamos los productos de disponibilidades por aproximaciones de primer orden expresadas en función de las correspondientes indisponibilidades, podemos obtener la siguiente aproximación:

$$P(n_0) \approx \sum_{j \in \Phi_n} I_n(n_j) + \sum_{k \in \Phi_e}^{f-1} I_e(e_{k,k+1}) + \quad (3.10)$$

$$+ \left(\sum_{i \in \Phi_{n,0}} I_n(n_{0,i}) + \sum_{j \in \Phi_{e,0}} I_e(e_{0,j,j+1}) \right) \times$$

$$\times \left(\sum_{i \in \Phi_{n,1}} I_n(n_{1,i}) + \sum_{j \in \Phi_{e,1}} I_e(e_{1,j,j+1}) \right)$$

donde se observa que los términos correspondientes a los tramos no comunes del par de rutas aparecen multiplicando, y por tanto su contribución a la probabilidad de pérdida de conectividad del nodo es

mínima. Dado que el producto de los dos términos relativos a los tramos no comunes contiene solamente términos de segundo orden, podemos despreciarlo, resultando:

$$P(n_0) \approx \sum_{j \in \Phi_n}^f I_n(n_j) + \sum_{k \in \Phi_e}^{f-1} I_e(e_{k,k+1}) \quad (3.11)$$

que depende solamente de los tramos comunes.

Las Ecs. (3.10) y (3.11) muestran que el par más fiable de rutas será áquel que tenga un menor número de elementos comunes, dado que éstos tienen una influencia de primer orden en la Ec. (3.11), reflejando el hecho que un fallo simple puede poner inoperativas ambas rutas.

El resultado anterior sugiere un procedimiento para la búsqueda del par de rutas de mínima pérdida:

1. Establecer las indisponibilidades de enlaces y nodos como costes.
2. Aplicar el algoritmo descrito en [7] [8] para obtener el par de rutas con el mínimo coste común posible.
3. Utilizar las Ecs. (3.10) y (3.11) para obtener la conectividad de cada nodo.

Dicho algoritmo ha sido realizado con resultados aceptables, los cuales se analizarán posteriormente en este capítulo.

3.7. Nuevo algoritmo para optimización de la conectividad

3.7.1. Criterios generales

El algoritmo de Dijkstra puede aplicarse a la minimización de cualquier medida de coste sobre un grafo en la que el coste de añadir un nuevo elemento a una ruta es independiente de los elementos recorridos por dicha ruta. Se puede aplicar este algoritmo a la optimización por disponibilidad porque dicha propiedad se cumple cuando se utiliza como medida de coste la disponibilidad de la ruta: la reducción de (el logaritmo de) la disponibilidad debida a un nuevo enlace y un nuevo nodo es igual a la suma de los logaritmos de las disponibilidades del nuevo enlace y el nuevo nodo.

Desafortunadamente, no puede utilizarse la conectividad (o su logaritmo) como medida del coste en un algoritmo de Dijkstra, porque no es suma de las disponibilidades de nodos y enlaces: la reducción de la conectividad (o su logaritmo) debida a un nuevo tramo en una ruta depende de la ruta. Esencialmente, depende de que el nuevo nodo y el nuevo enlace del tramo estén presentes ya en la otra ruta del par o no lo esté. Si el nuevo tramo no está en la otra ruta, su contribución a la pérdida de conectividad es mínima. Sin embargo, si está en la otra ruta, su contribución es muy alta, pues añade al par de rutas un nuevo tramo común.

El nuevo algoritmo propuesto en este trabajo trata de minimizar la pérdida de conectividad dada por (3.10). En este caso, la carga computacional es mayor que en otros métodos basados en el algoritmo de Dijkstra, y en algunos casos se fuerza la detención del algoritmo de búsqueda prematuramente, obteniendo soluciones subóptimas. El algoritmo propuesto obtiene una solución *quasi* óptima en un tiempo razonable. Esto implica que la búsqueda obtiene para casi todos los nodos del grafo la solución que

maximiza su conectividad. El proceso de búsqueda se detiene cuando la probabilidad de encontrar una solución mejor es muy baja.

Para obtener el par de rutas de máxima conectividad, es necesario recurrir a estrategias alternativas. En la implementación realizada se ha aprovechado un resultado clásico de la teoría de grafos que dice que, si \mathbf{A} es la matriz del grafo, de componentes a_{ij} dadas por $a_{ii} = 1$ indicando que todo nodo está conectado consigo mismo, $a_{ij} = 1$ si existe un enlace del nodo i al nodo j , y $a_{ij} = 0$ en caso contrario, entonces la matriz $\mathbf{B}(k)$ dada por

$$\mathbf{B}(k) = \mathbf{A}^k \quad (3.12)$$

tiene componentes $b_{ij}(k)$ iguales al número de caminos que acceden del nodo i al j en no más de k saltos. Por lo tanto, si $b_{ij}(k) = 0$, no existe ningún camino para acceder al nodo j en k saltos. De acuerdo con este resultado, si definimos la distancia del nodo i al nodo j como la longitud del menor camino que va de i hasta j , puede calcularse como

$$d(i, j) = \min_{b_{ij}(k) > 0} \{k\} \quad (3.13)$$

es decir, $d(i, j)$ es el menor valor de k para el que $b_{ij}(k) > 0$. Obsérvese que $d(i, j)$ nos indica a qué distancia se encuentra un nodo, pero no especifica la ruta que alcanza dicho nodo en el menor número de saltos. No resuelve el problema de optimización, pero sí puede orientar la búsqueda de caminos. El método propuesto procede mediante una exploración progresiva de un conjunto de rutas añadiendo un nuevo salto y calculando la disponibilidad de todas las rutas posibles.

La idea básica del método de optimización por conectividad que se ha implementado consiste en explorar preferentemente aquellas rutas cuyo nodo terminal está más cerca del nodo de destino (es decir, del destino correspondiente al nodo origen). Antes de iniciar la búsqueda de las rutas de cada nodo, se calcula en primer lugar la matriz de distancias, \mathbf{D} , cuyas componentes son las distancias $d(i, j)$ entre cada par de nodos de la red. La matriz de distancias se utiliza como guía en la toma de decisiones sobre las rutas que se van a explorar. Para ello, se procede como sigue:

1. *Inicialización*: sea n_0 el nodo origen, y n_f su nodo destino. Sea $S_0 = \{R_0\}$ el conjunto de rutas activas.
2. *Iteración*: mientras existan rutas incompletas (rutas que no terminan en el nodo destino) en S_k , efectuar los siguientes pasos:
 - a) Selección de rutas: seleccionar una ruta incompleta $R^* \in S_k$ para progresar.
 - b) Extensión de ruta: calcular todas las rutas obtenidas extendiendo R^* con un solo salto desde el nodo terminal hasta un nuevo nodo no incluido en R^* .
 - c) Extensión del conjunto de rutas: obtener S'_k reemplazando R^* en S_k por las rutas extendidas.
 - d) Evaluación: calcular la conectividad de cada nuevo par de rutas.
 - e) Poda: establecer S_{k+1} como el resultado de podar todas las rutas subóptimas de S_k .
 - f) Vuelta al bucle: aumentar k en una unidad.

El diagrama representativo del proceso se muestra en la Figura 3.19. Las etapas de selección de rutas y de poda son detalladas a continuación.

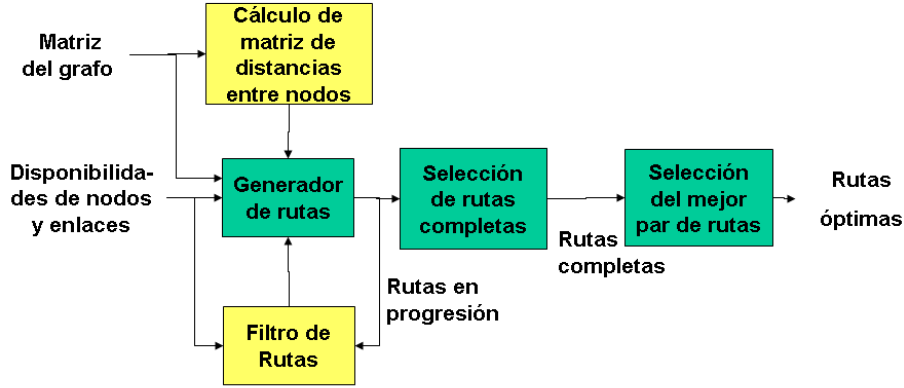


Figura 3.19: Diagrama de bloques del algoritmo de optimización de la conectividad.

3.7.2. Selección de rutas

La selección de la ruta a extender es clave a la hora de obtener un algoritmo eficiente. Si un par de rutas fiable es obtenido en cada iteración k , muchos pares de rutas subóptimos en S_k con baja conectividad pueden ser descartados, y ulteriormente más pares de rutas pueden ser eliminados de S_k , lo cual reduce el espacio de exploración y la carga computacional sensiblemente. El algoritmo propuesto se basa en calcular para cada iteración una estimación de la conectividad de los pares de rutas.

Dada una medida del coste $C(R)$, la ruta seleccionada es:

$$R^* = \arg \min_R C(R) \quad (3.14)$$

El coste asociado a cada ruta $C(R)$ se calcula como:

$$C(R) = \hat{P}_f(R) + E(R) \quad (3.15)$$

donde $\hat{P}_f(R)$ es la tasa media de fallos de todos los pares de rutas (R, Q_i) formados con R y cada ruta completa en $Q_i \in S_k$, expresado de la siguiente manera:

$$\hat{P}_f(R) = \frac{1}{N_c} \sum_{i=1}^{N_c} Pf(R, Q_i) \quad (3.16)$$

donde N_c es el número de rutas completas en S_k . La tasa de fallos (indisponibilidad) es la probabilidad que que ambas rutas desde el nodo origen hasta su destino fallen, y se puede calcular empleando la Ec. (3.10).

El segundo término, $E(R)$, que aparece a la derecha en la Ec. (3.15) es el incremento esperable de la indisponibilidad causado por fallos en los nodos y enlaces remanentes desde el nodo terminal en la

actual ruta incompleta, R , hasta el destino. Este incremento es estimado basándose en la indisponibilidad media en las actuales rutas completas, según la siguiente expresión:

$$E(R) = \frac{1}{N_c} \sum_{i=1}^{N_c} E(R, Q_i) \quad (3.17)$$

con

$$E(R, Q_i) = \frac{\hat{P}_f(R)}{L(R)} D(n_i, n_f) \quad (3.18)$$

donde n_i es el nodo terminal de Q_i y D es la distancia hacia el destino, n_f .

El proceso de optimización se detiene cuando no hay más rutas incompletas en S_k . Dependiendo del tamaño de la red y de las distribuciones de las probabilidades de fallos, dicho proceso puede llevar bastante tiempo. No obstante, se resalta que el algoritmo tiende a explorar preferentemente pares de rutas potencialmente fiables, de manera que una parada prematura normalmente proporciona pares cuasi-óptimos.

3.7.3. Cálculo de la conectividad

Una vez se ha determinado el mejor par de rutas, se puede emplear el motor de inferencias asociado a la red bayesiana creada a partir del grafo de red. Si no se utilizasen probabilidades indeterminadas (como el fallo general de rutas) ni blandas, las Ecs. (3.10) y (3.11) son aproximaciones válidas para el cálculo de la conectividad. La ventaja del modelo bayesiano radica en que, ante cualquier modificación de las probabilidades u observaciones de eventos en la red, las probabilidades pueden ser fácilmente recalculadas.

3.8. Aplicaciones y simulaciones

Teniendo en cuenta los resultados anteriores, se ha realizado una aplicación para un caso real. Dicha aplicación consiste en el diseño de una red de telecontrol para una red de transporte de electricidad con aproximadamente 400 instalaciones y 600 enlaces.

En dicha red de transporte de energía eléctrica, operada por un Operador de Sistema Eléctrico (TSO del inglés *Transmission System Operator*), el servicio de telecontrol es establecido mediante circuitos de comunicaciones. Típicamente, se trata de circuitos V.24 punto a punto que enlazan el centro de control eléctrico con las unidades remotas de telecontrol (RTU del inglés *Remote Terminal Unit*) ubicadas en las correspondientes instalaciones de alta tensión (subestaciones). Mediante dichas RTU, se operan físicamente los interruptores que posibilitan el flujo de energía. Existe un nivel intermedio, el concentrador, que aglutina los servicios de telecontrol de una región determinada y que se comunica directamente con el centro de control mediante circuitos de alta velocidad. Los concentradores están ubicados en puntos relativamente seguros de la red troncal, y sus comunicaciones con el centro de control se consideran muy seguras, por lo que no se han tenido en cuenta en el modelo. Estos circuitos de telecomunicaciones se han constituido con módems enlazados mediante líneas analógicas establecidas sobre una red de transmisión de tecnología SDH sobre fibra óptica, a su vez implementada sobre cables compuestos sobre cable de tierra en líneas de alta tensión (OPGW del inglés *Optical Fiber Composite Overhead Ground Wire*). Dicha red tiene una estructura de semi-malla, tal y como se muestra en la Figura 3.20. La Figura 3.21



Figura 3.20: Red de comunicaciones soporte del servicio a analizar.

muestra una panorámica de una instalación a telecontrol, la Figura 3.22 el cable OPGW y la Figura 3.23 el cable a la entrada de una instalación [30].

A fin de dotar al sistema de una alta fiabilidad, el servicio de telecontrol se establece mediante dos rutas físicas diferentes, de manera que en el caso que una ruta se vea afectada por una avería, la otra mantenga el servicio. Cada ruta se forma con una concatenación de enlaces físicos consecutivos. En ocasiones es imposible establecer dos rutas físicas completamente diferentes, y es necesario utilizar tecnologías alternativas a la fibra óptica tales como ondas portadoras, radioenlaces, circuitos VSAT o líneas alquiladas, siendo no obstante dicho caso marginal. La aplicación realizada es la construcción de un modelo teórico que nos permita medir la disponibilidad de un servicio de telecontrol de una subestación dada, independientemente de la topología y tecnología empleada a la hora de establecer sus rutas de telecontrol. Dicho modelo está basado en los algoritmos descritos en apartados precedentes.

La aplicación de los modelos anteriores es inmediata, siguiendo las siguientes asignaciones:

- La red de telecomunicaciones se representa mediante un grafo en el cual cada nodo se corresponde con una instalación y cada arista con un enlace.
- La disponibilidad del servicio de telecontrol de una instalación se corresponde con la conectividad asociada a cada nodo representativo de la misma.
- Los costes asociados a cada arista se corresponden con la disponibilidad de los enlaces asociados.

No se han considerados probabilidades generales de fallo ni evidencias blandas. Las disponibilidades de nodos y enlaces han sido obtenidas en base a una SVM, cuyos detalles se han explicado en el anterior capítulo.



Figura 3.21: Instalación eléctrica a telecontrolar.

En base a los anteriores principios, se ha elaborado el modelo teórico y se han realizado simulaciones. Los resultados en la Tabla 3.5. Adicionalmente, para efectos comparativos se ha creado otro modelo, en el cual se ha incrementado de manera artificial la desviación estándar entre las disponibilidades de los enlaces que forman la red. Los resultados se muestran en la Tabla 3.6. Se observa que la optimización por saltos es muy rápida y que el algoritmo converge en pocos pasos. Incluso truncando la búsqueda a un número máximo de rutas de 10, prácticamente se alcanza la solución óptima que daría la búsqueda sin truncar. Ello es debido a que, casi todos los nodos alcanzan el concentrador asociado en menos de 10 saltos. Si se considera la búsqueda por disponibilidad individual de rutas, se obtienen resultados ligeramente mejores aunque similares. Ello es debido a que, en la red propuesta las disponibilidades de los enlaces son bastante parecidas, de manera que los costes empleados en ambas son equiparables.

En lo tocante a las búsquedas mediante el algoritmo de Bhandari y el nuevo desarrollo, los resultados son similares. Se ha observado una mejora de un 10 % en un grupo seleccionado de 10 nodos y una mejora global de un 1 % en toda la red. La optimización por conectividad (nuevo algoritmo) arroja los mejores resultados incluso con una detención temprana de la búsqueda.

Para garantizar un tiempo de búsqueda razonable en los experimentos, se ha establecido una detención temprana de la búsqueda, la cual acontece según el valor de un parámetro preestablecido, M , que representa en número de rutas exploradas. En la Figura 3.24 se muestra la relación de los valores obtenidos en función del tiempo de búsqueda.

A efectos comparativos, también se han realizado simulaciones sobre una red sintética con una disponibilidad media de enlace de $5.76 \cdot 10^{-5}$ y con una mayor variación de la desviación estandar de la misma. En este caso se ha observado una mejora del 50 % en la conectividad de un grupo seleccionado de 10 nodos y un incremento de 12 % en toda la red.

El nuevo algoritmo de optimización de la conectividad se ha desarrollado específicamente para encontrar el par de rutas con una mejor disponibilidad conjunta sin emplear el modelo aditivo de disponibilidad expresado en (3.4).

La búsqueda basada en el algoritmo de Bhandari es un método de carácter general de aplicación en grafos considerando costes aditivos donde su rendimiento es difícil de superar.

En redes con una baja tasa de fallos como la descrita (en torno a 10^{-6}) y con variaciones de disponibilidades entre enlaces prácticamente despreciables, los resultados de ambos algoritmos son similares en

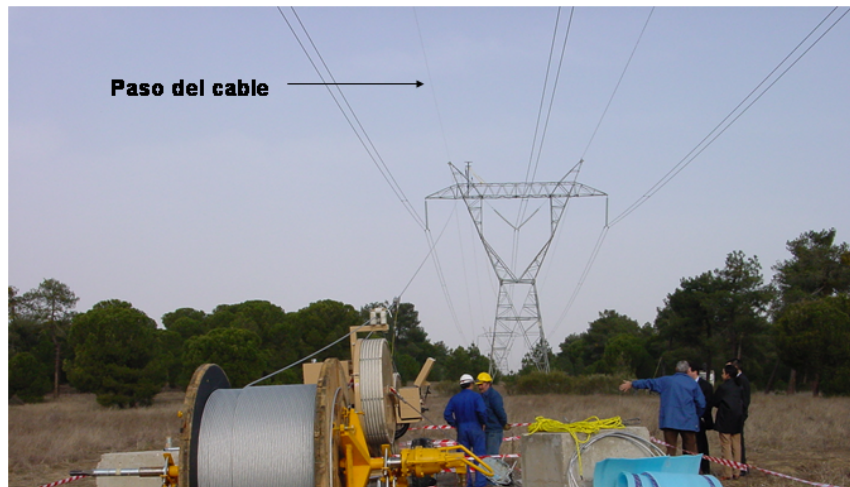


Figura 3.22: Cable OPGW.



Figura 3.23: Fibra extraída de un cable OPGW.

un 97 % de los casos. Esto sugiere que las diferencias son producidas fundamentalmente por el uso de la aproximación aditiva. Si se incrementa la variación aumenta la diferencia entre los resultados. En la Figura 3.25 se muestra detalladamente dicho efecto.

3.9. Conclusiones

En este capítulo se han desarrollado dos métodos para encontrar el mejor par de rutas desde el punto de vista de la disponibilidad en una red de telecomunicaciones con el objeto de establecer un servicio en configuración redundante con un máximo de diversidad física.

La principal aportación es el diseño de un método que tiene como ratio la fiabilidad de un servicio, en contraposición con costes más clásicos como la distancia, tiempo o coste económico. Se ha desarrollado un método completamente novedoso y se ha adaptado otro método para la consecución del fin previsto. Particularmente innovador es el empleo de un entorno de redes bayesianas para modelar la red de telecomunicaciones y aplicar los algoritmos desarrollados.

La principal utilidad es a disponibilidad de un modelo flexible, rápido y fácil de adaptar a los cam-

Tabla 3.5: Disponibilidad global del servicio en una red con una disponibilidad media de enlace de $3.746 \cdot 10^{-5}$ y una desviación estándar de $2.47 \cdot 10^{-8}$.

Tipo de optimización	Indisponibilidad
No. Saltos	$4.52 \cdot 10^{-5}$
Disponibilidad	$3.54 \cdot 10^{-5}$
Bhandari	$1.18 \cdot 10^{-5}$
Nuevo algoritmo	$1.17 \cdot 10^{-5}$

Tabla 3.6: Disponibilidad global del servicio en una red con una disponibilidad media de enlace de $5.76 \cdot 10^{-5}$ y una desviación estándar de $1.82 \cdot 10^{-4}$.

Tipo de optimización	Indisponibilidad
No. Saltos	$5.41 \cdot 10^{-5}$
Disponibilidad	$1.22 \cdot 10^{-5}$
Bhandari	$6.01 \cdot 10^{-6}$
Nuevo algoritmo	$5.39 \cdot 10^{-6}$

bios que puedan ocurrir en la red a modelar. Otra posible aplicación es la posibilidad de incorporar conocimiento histórico e incluso intuitivo que se tenga sobre los elementos de red.

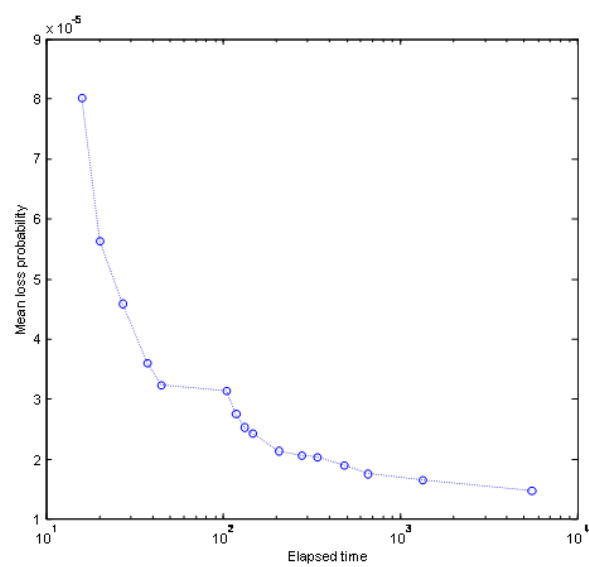
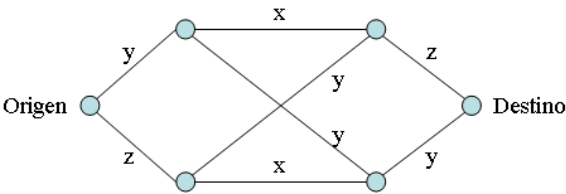


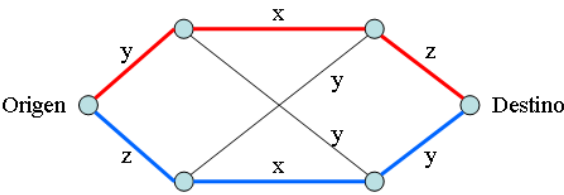
Figura 3.24: Conectividad media en función del tiempo de búsqueda (segundos).

Red bajo estudio



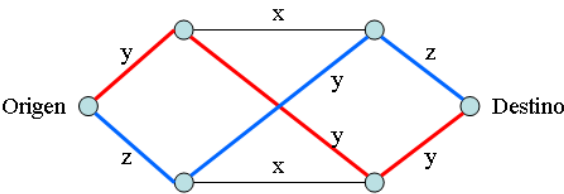
Relación entre costes asociados a cada enlace: $x < y < z$

Resultados con búsqueda con Bhandari



Coste ruta ROJA = $x+y+z$
Coste ruta AZUL = $x+y+z$
Coste Mottiba = $(x+y+z)^2 \approx z^2$
Coste Bhandari = $2(x+y+z)$

Resultados con búsqueda con nuevo algoritmo



Coste ruta ROJA = $3y$
Coste ruta AZUL = $y+2z$
Coste Mottiba = $3y^2 + 6yz \approx 6yz$
Coste Bhandari = $4y + 2z$

Figura 3.25: Ejemplo de disponibilidad comparativa entre una un servicio con 1 y 2 rutas en función del número de enlaces

Capítulo 4

Validación de la calidad de la sincronización

4.1. Introducción

Tal y como se ha mencionado en los capítulos introductorios, uno de los aspectos fundamentales asociados al funcionamiento correcto de una red de transmisión es su sincronización. El diseño adecuado de una red de sincronización no es un problema trivial. Uno de los factores que pueden ayudar en dicho diseño es la predicción de la degradación que la señal de sincronización va a sufrir a lo largo de todas sus rutas de transporte por la red de transmisión, para de esta manera establecer una longitud adecuada de las rutas de sincronización de manera que se cumplan los requisitos de calidad establecidos en las recomendaciones pertinentes de la UIT. A continuación se propone un método específicamente desarrollado para predecir dicha degradación basado en técnicas de aprendizaje estadístico. Se han seleccionado concretamente redes neuronales de regresión generalizada, dado que pueden proporcionar una salida multidimensional que puede ser incluso de mayor número de variables que las disponibles en la entrada.

La flexibilidad de los métodos de aprendizaje estadístico hace posible su uso en situaciones que la función objetivo es desconocida y de difícil aproximación analítica. En el capítulo anterior se ha estudiado el diseño eficiente de rutas en una red de telecomunicaciones enmarcándolo dentro del problema más general de diseño de red óptima desde el punto de vista de la disponibilidad.

En el presente capítulo se va a plantear la validación del diseño anterior desde el punto de vista de la calidad de la señal de sincronización. El objetivo es determinar si la ubicación de un reloj secundario en la cadena de sincronización es adecuada desde el punto de vista de la calidad. Con este fin, se construye un predictor de la calidad de la señal de sincronización recibida por un elemento de red ubicado en una cadena de sincronización con relojes subordinados a una fuente de referencia primaria. El modelo que aquí se desarrolla tiene como fin predecir la degradación de la señal de referencia temporal en una cadena de sincronización, de manera que se pueda validar la posición de un elemento de red en dicha cadena. Como variables predictoras se elegirán el número de enlaces y la distancia al reloj de referencia. Simulaciones y un ejemplo en una red real mostrarán el rendimiento de dicho método.

El contenido de este capítulo es como sigue:

- En primer lugar, se introduce el planteamiento, el estudio y la estrategia para medida de indicadores de calidad en elementos de red.

- A continuación, se desarrolla un método de determinación de los valores de calidad de la señal a lo largo de toda la red a partir de una serie de datos de entrenamiento.
- Seguidamente se evalúan las prestaciones de los métodos propuestos con medidas reales, separando un conjunto de entrenamiento y otro de test.
- Por último, se valida la red de sincronización determinada en función de la disponibilidad con el nuevo método propuesto.

4.2. Indicadores de la calidad de sincronización

Para diseñar correctamente una red de sincronización, es necesario determinar o al menos estimar la calidad de la señal de sincronización en cada uno de los elementos de la red. Se asume que la señal de sincronización se degrada a lo largo de una cadena de sincronización y que cada elemento de dicha cadena contribuye en cierta medida a dicha degradación. En la recomendación G.803 de la ITU se establece un número máximo de elementos en una cadena de sincronización [68]. Sin embargo, dicha recomendación no explica cómo determinar la posición óptima de un elemento en dicha cadena.

En la literatura están descritas una serie de cantidades para caracterizar la calidad asociada a la temporización de una señal. Entre ellas se resaltan dos, ya mencionadas en el Capítulo 2, que son ampliamente referenciadas:

- El TDEV (del inglés *Time Deviation*).
- El MTIE (del inglés *Maximum Time Interval Error*).

El TDEV y el MTIE son indicadores indirectos del Wander de una señal que han sido seleccionados para caracterizar el ruido de fase de muy baja frecuencia en un interfaz digital [63]. El wander refleja una degradación física que consiste en una modulación de fase de baja frecuencia en el reloj bajo observación. Tiene la peculiaridad de ser acumulativo, dado que los PLL de los equipos de una cadena de sincronización son incapaces de filtrarlo. Entre sus causas más típicas están los cambios en las velocidades de propagación en los medios físicos soporte de la comunicación debido a variaciones de temperatura, las derivas en los relojes debidas al envejecimiento y el procesado en los elementos de red. Cada reloj regenerador de la señal de sincronización tendrá ligeras variaciones de frecuencia y de fase, que tendrán su impacto en el wander. Cuanto mayor sea el número de nodos en la cadena de sincronización, menos estable será la señal de sincronización que transite por ella [28].

Como se ha mencionado con anterioridad, el TDEV y el MTIE pueden ser expresados en función del error temporal $TE(t)$ (*Time Error*), que refleja la diferencia entre el reloj analizado $T(t)$ (CUT, del inglés *Clock Under Test*) y el tiempo de referencia $T_{ref}(t)$, y que por tanto se define como:

$$TE(t) = T(t) - T_{ref}(t) \quad (4.1)$$

Como la escala ideal de referencia de tiempos no está disponible físicamente, a efectos prácticos el cálculo del $TE(t)$ se realiza usando como reloj de referencia un reloj físico cuyas características sean considerablemente mejores que las del reloj analizado, típicamente un reloj de Cesio. Las medidas son

realizadas basándose en métodos que extraen una versión muestreada del $TE(t)$. Los estimadores del TDEV y el MTIE más frecuentemente utilizados A partir de dichas muestras son [9, 11]:

$$TDEV(\tau) = \sqrt{\frac{1}{6n^2(N-3n+1)} \sum_{i=1}^{N-3n+1} \left[\sum_{j=i}^{n+j-1} (TE_{i+2n} - 2TE_{i+n} + TE_i)^2 \right]} \quad n = 1, 2, \dots, \left\lfloor \frac{N}{3} \right\rfloor \quad (4.2)$$

$$MTIE(\tau) = \max_{1 \leq k \leq N-n} \left[\max_{k \leq i \leq k+n} TE_i - \min_{k \leq i \leq k+n} TE_i \right] \quad n = 1, 2, \dots, N-1 \quad (4.3)$$

donde $\tau = n\tau_0$ es el intervalo de observación y $\lfloor z \rfloor$ indica el mayor entero por debajo de z .

Si bien los métodos de aprendizaje estadístico pueden emplearse para estimar tanto el TDEV como el MTIE, el énfasis se ha situado en el parámetro TDEV, dado que puede ser considerado como un estimador más fiable de la potencia de ruido en lugar de un estimador de pico como el MTIE. Los efectos transitorios y las componentes periódicas que tienen impacto en el MTIE son filtrados en el TDEV [63].

4.3. Trabajos relacionados

4.3.1. Modelos existentes

El enfoque basado en los métodos de aprendizaje estadístico no es el único posible para la estimación de parámetros como el TDEV, existiendo ya modelos que determinan la calidad de la sincronización en cadenas de relojes esclavos.

En [4] se emplea un modelo matemático simple para determinar el número máximo de elementos que pueden ser insertados en una cadena de sincronización considerando valores de los parámetros de los osciladores y retardos de red. Empleando dicho modelo, se puede establecer una cota al número de elementos en una cadena de sincronización. En dicho trabajo se muestra que la estabilidad de la señal de sincronización se ve afectada por la secuencia acumulativa de los sucesivos procesos de extracción y procesado de reloj.

En [18] se analiza la acumulación de ruido en una cadena de relojes idénticos. En los resultados obtenidos se ha apreciado que la estabilidad a corto plazo es prácticamente independiente del número de relojes en cadena, mientras que a largo plazo, para intervalos de observación mayores que el inverso del ancho de banda del reloj (intervalos de observación del orden de segundos), la estabilidad empeora conforme el número de relojes aumenta. En dicho trabajo se ha desarrollado una expresión analítica para la densidad espectral de ruido de fase, si bien la evaluación analítica de dicha expresión es compleja.

En [33] se desarrolla un modelo en el dominio del tiempo para la acumulación del ruido en una cadena de relojes sincronizados. De los resultados, obtenidos se ha observado que para intervalos cortos de observación, el parámetro observado (TVAR) es proporcional al intervalo de observación (τ) e independiente del número de relojes en la cadena. Para tiempos de observación del orden de la constante de tiempo mayor en el sistema, TVAR es proporcional al número de relojes en la cadena, y cuando $\tau \rightarrow \infty$ se produce un incremento que refleja el comportamiento a largo plazo de los relojes.

4.3.2. Medidas en redes existentes

En [9] se analizan de una manera práctica las medidas en una red real. En este trabajo, las medidas se realizaron con una configuración de relojes sincronizados. En la configuración de reloj sincronizado, el error de fase no se ve afectado por las derivas del PRC y se indica con nitidez las degradaciones añadidas por cada elemento de red. Si se pretende crear un modelo que estime la calidad de la señal frente a la ubicación topológica y el número de enlaces que transita la señal de sincronización, la utilización del modelo de reloj independiente parece la más apropiada, aunque ya se ha visto que las condiciones de contorno eliminan esta posibilidad.

Se ha observado experimentalmente [11] que los parámetros ADEV, MTIE y TIErms son relativamente independientes del intervalo de muestreo del reloj de fase τ_0 . Sin embargo, el comportamiento de TDEV y MADEV es sustancialmente dependiente de la elección de τ_0 en los intervalos de observación donde los tipos de ruido WPM o FPM son dominantes. El valor elegido para τ_0 habrá de ser un compromiso, de manera que su impacto sobre el TDEV sea lo menor posible.

4.4. Redes neuronales de regresión generalizada

Una red neural de base radial es aquella que utiliza como funciones de activación funciones de base radial. Dentro de esta categoría, una red neuronal de regresión generalizada, GRNN (del inglés *Generalized Regression Neural Network*) es una variante de las redes neuronales de base radial empleada para interpolación y aproximación de funciones, y tiene típicamente tres capas [38]:

- Capa de entrada.
- Capa oculta no lineal con activación mediante funciones de base radial.
- Capa de salida.

Las GRNN suelen requerir más neuronas que redes neuronales de otro tipo, sin embargo frecuentemente pueden ser diseñadas en una fracción del tiempo que otro tipo de estructuras, trabajando mejor cuando muchos vectores de información están disponibles [23].

Las GRNN se utilizan comúnmente para la resolución de problemas de regresión, tales como encontrar el valor más probable de la variable aleatoria Z en cualquier punto del espacio X . Dicha estimación se basa únicamente en los valores de Z en algunos de los puntos finitos este espacio suponiendo variables aleatorias distribuidas normalmente en todo el espacio. De este modo, siguiendo el principio de máxima verosimilitud, se puede emplear el error cuadrático medio (MSE) para la función de minimización. La GRNN es un estimador no paramétrico, es decir, para la decisión del problema no se utiliza un determinado modelo asumido *a priori*. Se basa en que el valor de la función Z está relacionado con las coordenadas del espacio X sólo por medio de la función de densidad de probabilidad.

4.5. Predicción de la degradación de la señal

El Wander es la degradación física de la señal de sincronización consistente en una modulación de la fase de la señal de reloj que es objeto de medida. Tiene la particular característica de ser acumulativo,

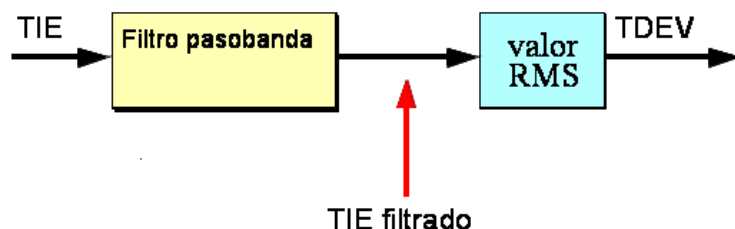


Figura 4.1: El cálculo de TDEV se puede representar como un diagrama de bloques funcionales con dos bloques: un primer bloque que es un filtro y un segundo bloque que obtiene valor cuadrático medio (RMS) del TIE filtrado.

dado que en los diferentes PLL de los elementos no se filtran las componentes de baja frecuencia sino las de alta. Sus causas son principalmente los cambios en la velocidad de propagación en los enlaces debidos a la temperatura y las derivas en los relojes debidas a envejecimiento, y el procesado en los elementos de la red SDH. En la Figura 4.2 se muestra la degradación progresiva observada experimentalmente en términos de TDEV en función del número de enlaces. En dicha figura se muestran medidas tomadas en varios equipos ADM en la red de telecomunicaciones bajo estudio.

El modelo aquí desarrollado persigue predecir si la ubicación de un equipo en la cadena de sincronización garantiza un mínimo de calidad de señal de sincronismo. El modelo toma como variables predictoras el número de enlaces desde el elemento de red hasta el reloj primario, así como la distancia física al mismo.

Se considera como mejor indicador el TDEV, debido a que el ruido aleatorio está mejor caracterizado que con el MTIE, ya que es un estimador de la potencia media de ruido en lugar de un estimador del valor de pico. El TDEV se obtiene a partir de un procesado del TIE, tal y como se muestra en la Figura 4.1.

Las ventajas que supone la utilización del TDEV como medida de la calidad de la sincronización son [103]:

- Suministra más información sobre las diferentes componentes de ruido de fase que ADEV, MDEV y MTIE, y permite identificar sus contribuciones.
- Analiza a largo plazo la calidad de la señal de sincronización.
- Suaviza mediante promediado eventos aleatorios ocasionales tales como movimientos de puntero o golpes de fase.
- Es insensible a las desviaciones fijas de frecuencia.

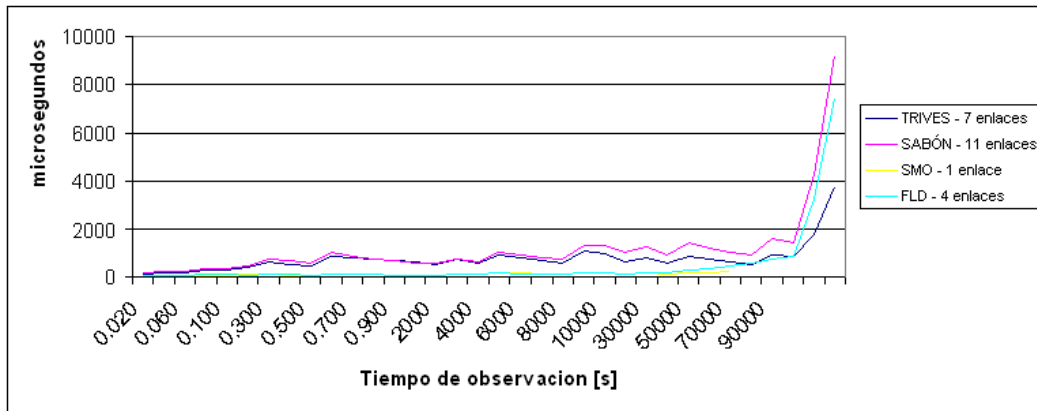


Figura 4.2: Comparativa del TDEV en función del número de enlaces.

Para la construcción del predictor de TDEV se utiliza una GRNN, empleada frecuentemente para la aproximación de funciones. Tiene una capa oculta de funciones de base radial en la cual la anchura gaussiana es el principal parámetro a ajustar. Conforme dicha anchura se amplía, la función de aproximación se vuelve más suave, mientras que una menor anchura se ajusta mejor a los datos de entrenamiento pero pierde capacidad de generalización [23]. Como variables predictoras se eligen el número de enlaces y la distancia al reloj de referencia.

La elección de una GRNN se justifica por los siguientes motivos:

- Sencilla implementación con una reducida biblioteca de funciones.
- Facilidad de entrenamiento.
- Necesidad de ajustar un único parámetro (anchura gaussiana).
- Posibilidad de obtener una salida con mayor dimension que la entrada.

4.6. Aplicación y simulaciones

La red analizada es la también utilizada en capítulos anteriores. Se trata de una red de transmisión sincronizada desde un reloj de referencia en configuración redundante. La extensión de dicha red está en torno a los 30,000 km, y su sincronización es crítica dado que una configuración inadecuada puede provocar impactos en la calidad de los servicios que transporta [3]. Dicha red de transmisión ha experimentado un drástico crecimiento en un breve lapso de tiempo, duplicando prácticamente su tamaño hasta un número presente de 400 multiplexores ADM. La fuente central de sincronización se ha tomado a partir de un receptor GPS que gobierna relojes esclavos de alta calidad (Rubidio). Es un esquema habitualmente utilizado en operadores de telecomunicación [49].

4.6.1. Realización de medidas

La premisa esencial para un método de aprendizaje estadístico es disponer de muestras para el entrenamiento. Con este fin, se han realizado una serie de medidas a lo largo de una red de área extensa para

obtener valores de la calidad de la señal de sincronización recibida.

En el caso de las medidas de wander, existen serias limitaciones a la hora de realizar medidas. Para la medición del wander de una señal es necesario en sentido estricto disponer de una señal de referencia primaria (con características análogas a un reloj atómico) con el cual poder comparar la señal medida. Esto supone unos costes bastante onerosos y la difícil portabilidad de dicho dispositivo. Esta Tesis pretende construir un modelo que permita hasta cierto punto soslayar estas restricciones.

El entorno físico de las medidas es real y ha presentado las siguientes características:

- Los elementos de red sobre los cuales se han efectuado las medidas están en servicio, con lo cual las medidas han sido no intrusivas (no implican pérdida de tráfico).
- No es posible alterar la configuración de los equipos, lo cual impide realizar medidas de transferencia de calidad con generadores de señales de prueba.
- Las señales a las cuales se ha tenido acceso físico han sido tributarios 2,048 kbps con codificación HDB3 (según la norma G.703) en los multiplexores SDH.
- No se han utilizado fuentes de referencia primaria independientes.
- Las medidas se han realizado en instalaciones eléctricas a lo largo de toda la geografía nacional, muchas de ellas no atendidas por personal.
- El lapso temporal para las medidas ha sido limitado, dada la dificultad de acceso físico a las instalaciones.

En general, las medidas se han realizado en una red corporativa de área extensa, con enlaces STM-4 y STM-1 sobre fibra óptica y en nodos dispersos de la red.

El servicio fundamental a supervisar han sido los circuitos de 2048 kbps, con el criterio establecido en la recomendación de la UIT-T G.823 [65]. En dicha recomendación se representan los límites máximos admisibles de fluctuación de fase en interfaces jerárquicas dentro de una red digital.

Existen dos configuraciones estándar para medir la calidad de un reloj utilizado para sincronización [67] [63]:

- *Configuración de medición de relojes sincronizados*: se denomina así cuando las dos señales de temporización que intervienen en la medición de error de tiempo están asociadas a un único reloj maestro común. En la Figura 4.3 se muestran dos casos de interés práctico en los que se aplica esta configuración. El error de tiempo medido en una configuración de relojes sincronizados no es afectado por la deriva ni por el desplazamiento de frecuencia del reloj maestro común. Los parámetros de estabilidad calculados a partir de esta configuración reflejan el ruido de fase interno de los relojes que intervienen en la medición.
- *Configuración de relojes independientes*: si no hay un reloj maestro común que controla las señales de temporización, entre las cuales se mide el error de tiempo, tenemos una configuración de relojes independientes. En la Figura 4.4 se muestra esta configuración. El error de tiempo medido en una configuración de relojes independientes, además de depender de los ruidos de reloj internos, se ve afectado por cualquier desplazamiento de frecuencia o deriva de frecuencia de los relojes que intervienen en la medición.

En el presente trabajo se ha utilizado la configuración de relojes independientes debido a la imposibilidad de disponer de una fuente de referencia primaria en las instalaciones en las que se han realizado las medidas.

La realización de las medidas es uno de los aspectos que más dificultades a nivel práctico y logístico ha planteado en la elaboración de la presente Tesis. Las medidas se han realizado con un equipo portable de 10 kg de peso y con baterías con una autonomía aproximada de 4 horas (Figura 4.5). El equipo es el modelo *Victoria Combo Jitter/Wander* del fabricante de equipos de medida *Trend* con un reloj interno de alta calidad acorde con las recomendaciones pertinentes de la UIT-T [69, 70]. Las señales observadas son tributarios de 2,048 kbps con codificación HDB3 (G.703) en los multiplexores SDH.

En la Figura 4.6 se muestra la representación esquemática del esquema de medidas. La toma de entrada de señal del equipo de medida se ha configurado en alta impedancia ($3,3k\Omega$) de manera que se deriva menos del 10 % de la energía de la señal sin provocar interrupción del tráfico.

En la Figura 4.7 se muestra la disposición física del equipo en las mediciones. En las instalaciones visitadas, los ADM utilizan repartidores intermedios para el cableado de tributarios. En dichos repartidores se dispone de clavijas de corte y prueba con una disposición en *T eléctrica* que permiten la inserción de la toma de prueba. El conector físicamente empleado es el DIN 1.6/5.6, con una impedancia de 75Ω .

A fin de obtener una panorámica de la degradación de la calidad de la sincronización a lo largo de toda la red, se ha optado por realizar las medidas con la configuración de reloj independiente. Dado que el reloj del equipo de medida no es exactamente un reloj primario con calidad G.811, ha sido necesario realizar determinadas correcciones en la desviación que esta situación provoca en las medidas. Ello provoca que sobre las medidas de TIE se superimponga una rampa. El efecto no es exactamente lineal, aunque se puede corregir con una sustracción de 2 ppm sobre el TIE. Dicho efecto no tiene impacto sobre el TDEV.

Otra consideración es el impacto del intervalo de observación en la medida. En determinadas condiciones, puede ser necesario un intervalo de observación del orden de 12 horas para determinar si existen componentes diarias de wander. Este tipo de medidas no son posibles en la mayoría de los casos, con lo que se realizan solamente en determinadas ubicaciones. El intervalo de observación utilizado es $\tau \leq 2,000s$ con un periodo de muestreo de $\tau_0 \cong 50ms$.

En la Figura 4.8 se muestran los centros donde se han realizado medidas, junto con el número de enlaces hasta el reloj maestro y la distancia óptica al mismo.

4.6.2. Construcción del predictor y resultados

El predictor se ha construido mediante una GRNN en la cual las variables predictoras han sido el número de enlaces ópticos desde el elemento al PRC y la distancia óptica total. El parámetro de ajuste ha sido la anchura de la base radial empleada. Se han utilizado un total de 26 muestras de TDEV, de las cuales 20 han sido utilizadas como muestras de entrenamiento y las restantes de validación.

La implementación del modelo se ha realizado con *Matlab®* y su sencillez es tal que consiste en una única función con llamadas a la biblioteca de funciones de redes neuronales. Dicha función presenta

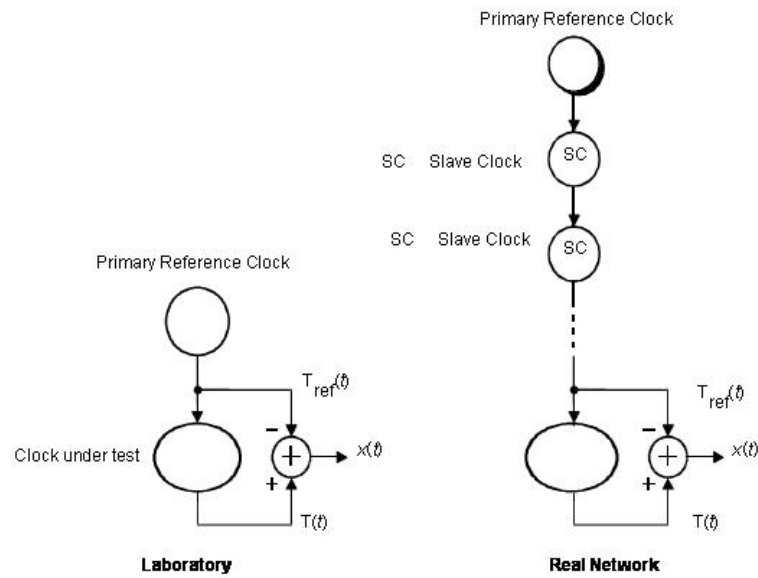


Figura 4.3: Configuración de relojes sincronizados.

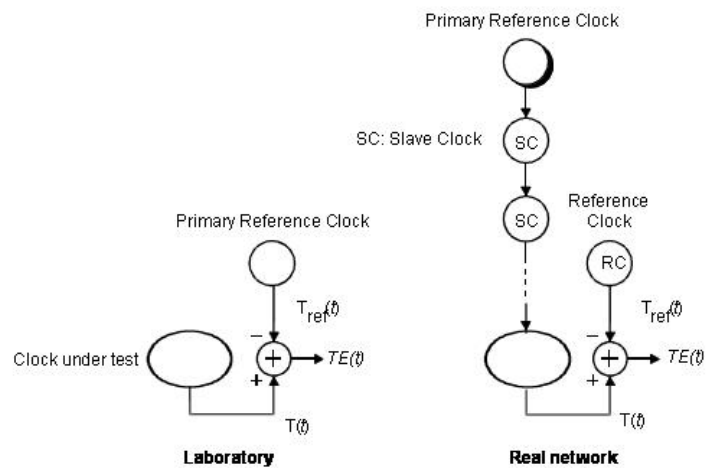


Figura 4.4: Configuración de relojes independientes.



Figura 4.5: Equipo portable de medidas empleado.

como parámetros de entrada el número de enlaces y la longitud óptica total desde el elemento de red considerado hasta el PRC. El tiempo de cálculo es de apenas segundos.

Un resultado típico del modelo desarrollado es la predicción del TDEV en un elemento de red, tal y como muestra la Figura 4.9. En este caso, el error medio en la predicción ha sido $1.6 \cdot 10^{-8} s$. También se puede observar que el perfil de la curva ha sido adquirido por el predictor.

En un caso concreto, ilustrado en la Figura 4.10, se observó un desajuste entre el TDEV esperado y el realmente medido en un nodo relativamente cercano al reloj maestro, en el cual serían esperables niveles mucho más bajos de TDEV. Ello motivó una reflexión sobre los resultados y la estructura de la red de sincronización. Como consecuencia, se analizaron las configuraciones de los equipos involucrados y se detectó como posible causa la incorrecta asignación de la prioridad de las fuentes de sincronización en el equipo previo de la cadena de sincronización, que tenía como resultado que la referencia de la sincronización del equipo bajo estudio fuera la de un reloj de cuarzo de tipo secundario. Una vez correctamente configurados los equipos, se obtuvieron resultados de acuerdo con el modelo.

4.7. Conclusiones

La principal aportación es la realización de un modelo intuitivo, sencillo, fiable y entrenado con medidas reales y de fácil escalabilidad. El mecanismo propuesto de predicción multi-dimensional han resultado ser una serie de sencillas llamadas a una biblioteca de funciones donde de forma intuitiva se tiene en cuenta las variables predictoras.

Resulta interesante la vinculación de la predicción con el incremento del valor de las variables pre-

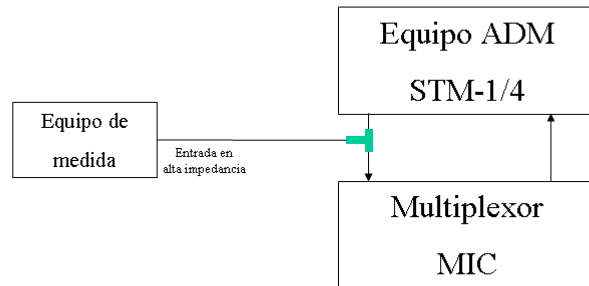


Figura 4.6: Configuración de medidas.



Figura 4.7: Disposición física de las medidas.

Nodo	Nº enlaces	Distancia
TRI	10	864,36
SBN	15	1203,04
SMD	1	0,10
FLD	7	79,66
LEG	9	180,79
VLL	5	39,89
BAR	10	604,25
SSR	4	23,63
VB	9	487,83
PZS	10	567,82
PPD	11	572,07
LRR	12	572,31
MZR	13	598,58
ARN	7	431,35
ALZ	8	326,97
JMD	9	686,01
ZAR	7	398,16
PDA	14	846
VCH	8	666
VIB	13	827
ALD4	10	639
ALD2	11	631
VRN	11	596
TOR	6	401
CTL	11	980
CRL	12	1003

Figura 4.8: Nodos en los que se han realizado medidas.

dictoras tales como la distancia y el número de enlaces. Existe una relación entre la degradación y el aumento de dichas variables. No obstante, si los mecanismos de sincronización están correctamente configurados, la sincronización de un equipo habitualmente está dentro en los márgenes de calidad establecidos. En la red bajo estudio, las cadenas de sincronización no llegan a tener más de 20 enlaces, lo que sitúa el umbral de degradación relativamente lejos.

Finalmente, el análisis realizado, también ha permitido llegar a conclusiones relevantes con respecto a la optimalidad de los modos de operación de la GRNN. Un primer hecho significativo es que en todos los escenarios de trabajo, en los cuales se han separado los datos disponibles en entrenamiento y validación, se han obtenido resultados semejantes, alejando la idea de existencia de un mínimo local.

Los resultados han sido empleados para determinar la mejor ubicación de los equipos regeneradores de sincronización y se han plasmado en el diseño realizado en el siguiente capítulo.

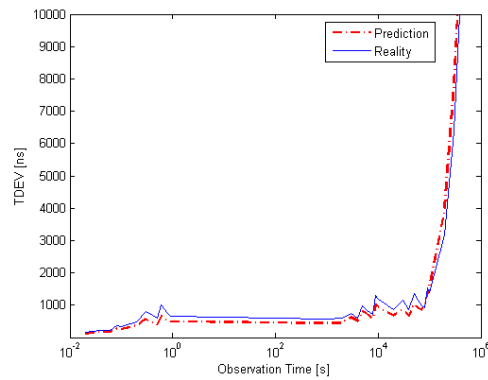


Figura 4.9: Predicción del TDEV y error en un elemento de red.

Como puntos de desarrollo ulterior están la realización de un plan más extenso de medidas, aumentar el lapso de tiempo de las mismas a fin de poder capturar los ciclos periódicos del wander, y utilizar técnicas de remuestreo tales como el *bootstrap* para proporcionar una caracterización estadística más completa de los pesos de la red y de la sensibilidad de la misma.

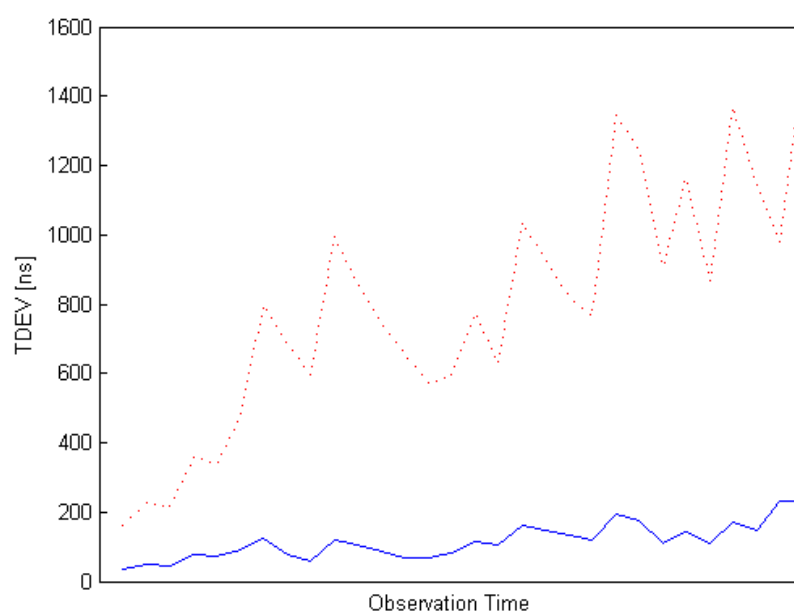


Figura 4.10: Mejora del TDEV con una configuración correcta de la sincronización del equipo. Se muestra la medida anterior con trazo discontinuo y la posterior a trazo continuo.

Capítulo 5

Diseño de red

5.1. Introducción

En este capítulo se utilizarán los modelos desarrollados en los capítulos anteriores en un caso práctico, que consistirá en el diseño real de una red de sincronización para una red corporativa basada en tecnología SDH.

La red de sincronización, al contrario que una red de transmisión, es una capa superpuesta a la red de comunicaciones, de carácter dinámico y sin una representación obvia. Incluso en el caso que no existan cambios aparentes en la red de telecomunicaciones, pueden producirse cambios en la red de sincronización. La señal de sincronización se transporta sobre la red de transmisión, pero no tiene necesariamente que coincidir con los flujos de datos transportados por la red. Paradójicamente, puede darse el caso que un enlace sin tráfico sea portador de la señal de sincronización. Sin embargo, el transporte de la señal de sincronización es crítico. Ante una caída parcial de la red de transmisión, ésta puede seguir cursando total o parcialmente el tráfico mediante los mecanismos de protección que tiene incorporados, siempre y cuando disponga de una sincronización adecuada.

El proceso de diseño de la red de sincronización contiene diversos subprocesos. Para cada nodo, en la fase de diseño se determina su conectividad a varios PRC candidatos, y se elige, en principio, el PRC de mayor conectividad.

Una consecuencia del proceso de diseño para la red analizada es que puede conducir a configuraciones en las que la distribución de nodos entre los PRC puede ser poco uniforme: algunos PRC controlan numerosos nodos y otros muy pocos. En la práctica, los equipos instalados en cada PRC pueden imponer limitaciones al número de subestaciones que puede controlar cada concentrador. El sistema de diseño se ajusta a estas limitaciones.

El proceso realizado para el diseño de la red de sincronización consta de las siguientes fases:

1. Selección de PRC potenciales: para cada nodo de la red, se determina un subconjunto de m PRC.
2. Cálculo de conectividades: se calcula la conectividad de cada nodo a cada PRC potencial.
3. Asignación de nodos a PRC: se determina una distribución de nodos a PRC que maximice la conectividad de cada nodo respetando el límite de capacidad de los PRC.

En el corazón del sistema de diseño se encuentra un subsistema de cálculo de conectividades, que implica procesos de optimización de la disponibilidad. Se han implementado varias opciones de diseño, que

coinciden con las opciones analizadas en el Capítulo 4 para la optimización de rutas de telecomunicación. Por esta razón, la mayor parte de la algoritmia del sistema de diseño ya ha sido descrita previamente.

5.2. Condiciones de contorno

5.2.1. Restricciones y reglas de ingeniería

Si bien como cuerpo fundamental de la presente Tesis Doctoral se han considerado los métodos de aprendizaje estadístico, el presente caso acomete la sincronización de una red real, y a la par que los diseños teóricos se han de tener en cuenta los condicionantes estratégicos, logísticos y físicos que toda estructura real impone.

Para la implementación del modelo, es necesario un conocimiento funcional de los equipos a utilizar, junto con sus restricciones técnicas. Los supuestos de partida son la utilización de equipos SDH con acceso a 2 Mbps y transconexión al nivel de CV-12, y un soporte físico constituido por una red de fibra monomodo.

Uno de los puntos críticos es la probabilidad de fallo de una ruta de sincronización, la cual de producirse derivará en un encaminamiento con sus posibles impactos tales como saltos de fase en la red. En general, la mayor cantidad de eventos se producirán por cortes en los enlaces ópticos.

Los nodos de ubicación de las SSU son elegidos en función de su posición sobre la red de telecomunicaciones o de la importancia que tengan los nodos en términos de concentración de tráfico. Para rentabilizar al máximo las SSU, éstas deben emplearse en los tramos más largos y más cargados de tráfico. A continuación se describirán brevemente las condiciones de partida para acometer el diseño.

Existen una serie de restricciones y reglas de ingeniería, que se describen a continuación:

- Sincronización de cada nodo mediante dos rutas diferentes trazables a un PRC.
- Existencia de dos PRC centrales, de manera que uno es el respaldo del otro, cuya ubicación habrá que determinar tanto en función de su disposición óptima en la red como a partir de criterios estratégicos.
- Minimización del riesgo de corte de ruta de sincronización.
- Establecimiento de límites para el número de elementos de red que puede recorrer una ruta de sincronización.
- Limitación del esquema protectivo de la sincronización de un elemento a un corte simple. No se considera la protección frente a doble corte.
- Facilidad de gestión de la red de sincronización, de manera que inicialmente no se solaparán rutas de sincronización sobre la misma estructura de fibras.
- Equilibrio de número de enlaces en las rutas de sincronización. Si uno de los enlaces está desequilibrado, soportando un nivel de sincronización mucho mayor que el resto, deberá intentarse repartir dicha carga entre varios enlaces.
- Construcción de rutas que transiten pocos elementos para simplificar la gestión y favorecer el funcionamiento de la protección.

- Favorecer la sincronización entre nodos adyacentes.

5.2.2. Ubicación de los PRC regionales

La ubicación de los PRC queda fuera del alcance de este diseño. Su localización vendrá dada por características de tipo técnico (nodos importantes con varios ramales) y organizativo (ubicaciones con personal permanente). La ubicación de los PRC no se toma únicamente en función de la disponibilidad, sino que se tendrán en cuenta otros factores, tales como:

- Ubicación con al menos 2 enlaces SDH STM-4 independientes.
- Red IP disponible para gestión remota de los equipos.
- Edificio propio con infraestructura para cableado de un GPS.
- Instalación atendida por personal.
- A fin de optimizar inversiones, los nodos se ubicarán a una distancia mayor de 8 enlaces hasta el nodo PRC primario.
- Los PRC estarán distribuidos a lo largo de la red.
- Proximidad a las interconexiones con otras empresas.

Se consideran en total 2 PRC centrales y un número de PRC periféricos gobernados por estos últimos de entre 8 y 15.

5.2.3. Jerarquización de la red de sincronización

La red dispondrá de 1 PRC central (con otro de respaldo en el caso de fallo del principal) y PRC periféricos distribuidos a lo largo de toda la red, configurando lo que se entiende por una distribución jerarquizada despótica. Muchas redes de operadores se estructuran de esta manera [11].

Si bien cada uno de los PRC periféricos tendrá su propia fuente de referencia primaria (a través de un GPS), en condiciones normales serán relojes esclavos enganchados a la referencia del PRC principal. Solo en el caso que se pierda la referencia al PRC regional, el equipo seleccionará la entrada de señal correspondiente al GPS y pasará a funcionar como un PRC aislado. De esta manera se creará una isla síncrona. Dicha situación es asumible de manera temporal, ya que experiencias prácticas propias y ejemplos en la literatura [11] así lo confirman.

5.2.4. Transporte de la red de sincronización

La señal de sincronización desde los PRC secundarios hasta los elementos de red se realizará de acuerdo a la máxima disponibilidad posible según los modelos desarrollados, cursándose siempre a través de enlaces STM-16, STM-4 ó STM-1 mediante recuperación de la señal de sincronización de 2,048 kHz directamente de la portadora óptica y optando siempre por el enlace de mayor jerarquía. También se podrá considerar el transporte de la señal de sincronización a través de circuitos de 2,048 kbps transportados a

través de facilidades plesiócronas propias. No se transportará señal de sincronización a través de circuitos de 2,048 Kbps que transiten a través de SDH, circuitos cedidos por terceros o enlaces vía satélite.

Como criterio general, cualquier elemento de red recibirá su sincronización a través de dos rutas independientes, de manera que la disponibilidad de la señal de sincronización sea máxima. En las Figuras 5.1 y 5.2 se muestran gráficamente ejemplos.

5.3. Diseño de la red de sincronización

A continuación se describe brevemente el algoritmo empleado para la asignación de elementos a PRC. Dicho algoritmo busca un equilibrio entre elementos asignados a PRC y es de tipo recursivo empleando los resultados obtenidos en los procesos de optimización de disponibilidades.

5.3.1. Selección de PRC potenciales

Idealmente, el PRC óptimo para un nodo dado puede determinarse: (1) calculando la conectividad máxima del nodo para cada PRC; y (2) asignando el nodo al PRC que proporciona el valor máximo. Teniendo en cuenta que el cálculo de la conectividad máxima de un nodo a un PRC implica un proceso de optimización (selección del mejor par de rutas), la carga computacional de este proceso es N veces la del proceso de optimización, siendo N el número de PRC. En la práctica, no es necesario realizar este proceso, pues cabe esperar que el PRC óptimo para un nodo se encuentre relativamente próximo, al menos en términos de número de enlaces. Por esta razón, el algoritmo implementado limita la búsqueda a los M nodos más próximos.

5.3.2. Cálculo de conectividades

El cálculo de conectividades sigue el mismo procedimiento utilizado para la optimización de rutas en una red de telecomunicaciones explicado en el Capítulo 4. Para la obtención de los datos de disponibilidad que sirvan de base al cálculo de conectividades se utiliza la SVM introducida en el Capítulo 3, así como los registros históricos allí empleados.

5.3.3. Asignación de nodos a PRC

Inicialmente, se asigna cada nodo al PRC que maximiza la conectividad. Si, tras realizar esta asignación para todos los nodos, alguno de los PRC supera el límite de capacidad, se activa un algoritmo de redistribución de nodos a PRC que procede como sigue.

Para cada nodo en un PRC saturado, se determina el coste de cambiar el nodo a otro concentrador. Dicho coste se evalúa de modo diferente dependiendo del modo elegido para el diseño del concentrador. Suponiendo la opción más natural, es decir, que el diseño se ha realizado de acuerdo con el criterio de máxima conectividad, el coste de trasladar el nodo n_i del PRC_j al PRC_k se define como

$$C(i, j, k) = p_i(c_k) - p_i(c_j) \quad (5.1)$$

siendo $p_i(c_k)$ igual a uno menos la conectividad del nodo n_i al PRC_k .

En cada iteración del algoritmo de asignación, se determinan el nodo n_i y el PRC no saturado c_k que minimizan el coste $C(i, j, k)$. El nodo que alcanza el mínimo se traslada al nuevo concentrador.

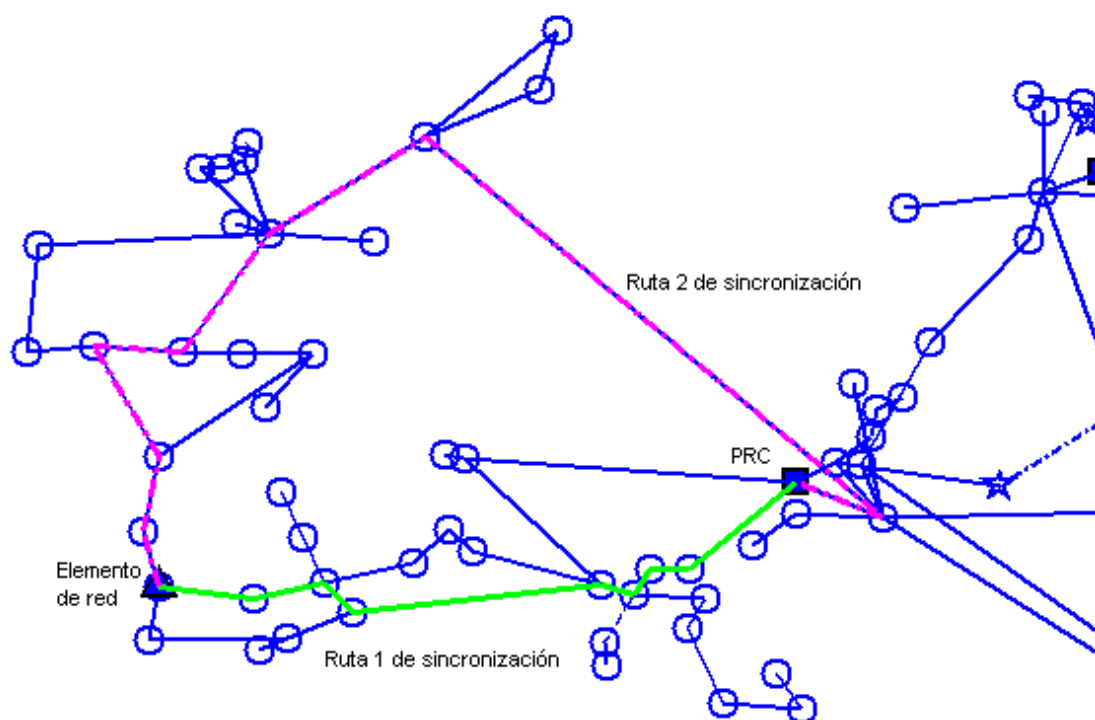


Figura 5.1: Ejemplo de rutas de sincronización a un elemento de red.

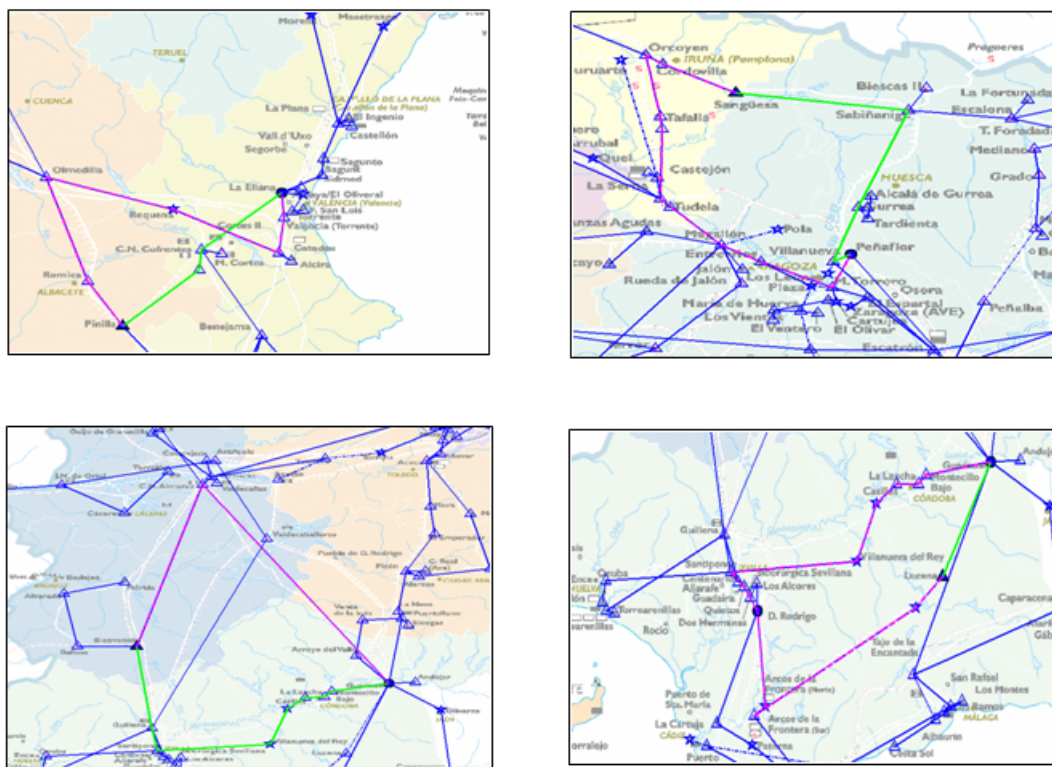


Figura 5.2: Ejemplo de varias rutas de sincronización en toda la red. La ruta principal está marcada con color verde.

Cuando la restricción en la capacidad de los PRC es severa en relación con el volumen total de nodos (es decir, que toma un valor próximo al cociente entre el número de nodos y el del PRC), el algoritmo de reasignación puede detenerse antes de que se haya alcanzado una distribución equilibrada. Esto sucede cuando el algoritmo no encuentra ningún PRC no saturado al que trasladar nodos.

Para evitar este problema, cuando se produce la detención antes de alcanzar el reparto equilibrado, se relajan las condiciones de traslado de los nodos, permitiendo que, ocasionalmente, algún nodo pueda trasladarse a otros nodos que se encuentren en el límite de su capacidad. De este modo, el PRC que recibe el nuevo nodo puede entrar en saturación, pero puede localizarse un nuevo nodo en dicho PRC que eventualmente pueda migrar a otro.

El algoritmo implementado encuentra redistribuciones eficientes de los nodos siempre que las restricciones en la capacidad de los PRC no sea muy severa. Cuanto más próxima es la capacidad del PRC al cociente entre el número de nodos y el de PRC (límite teórico para que exista alguna redistribución que satisfaga las restricciones), el algoritmo de búsqueda debe invertir más tiempo de traspaso de nodos a PRC hasta encontrar una solución de equilibrio, con lo cual los tiempos de cómputo aumentan.

5.3.4. Breve descripción del algoritmo de asignación

Inicialización

A partir de los datos de la red, el programa construye un Grafo de conexiones A cuyas componentes a_{ij} indican el número de enlaces directos de i a j , (0 cuando no hay enlace directo de i a j). Asimismo carga vectores de probabilidad de fallos en nodos y enlaces. Con estas estructuras de datos establece las métricas a aplicar.

Bucle principal de diseño

Este bucle recorre los nodos uno a uno y, para cada nodo, busca los dos caminos más cortos que parten desde ese nodo hasta el concentrador, sin pasar dos veces por el mismo nodo.

El bucle principal puede describirse como sigue:

- Reordena los PRC de cada nodo por costes.
- Selecciona el mejor concentrador para cada nodo.
- Asigna el nodo por defecto a los nodos aislados.
- Calcula el número de nodos que pertenecen a cada PRC.
- Determina los nodos que están en los PRC saturados.
- Determina los nodos que pueden cambiar de PRC (aquellos asignados a los PRC saturados y con algún PRC próximo).
- Determina el coste de cambiar dichos nodos.
- Ensaya, en primer lugar, el cambio a un PRC no saturado.
- Si no puede hacerse ningún cambio a un nodo no saturado, se ensaya el cambio a un nodo saturado.

- Si no quedan nodos por explorar, sale del bucle.

Filtrado de resultados

Una vez obtenidos los resultados, se realizan los siguientes procesos:

- Obtiene las rutas a los PRC.
- Selecciona las rutas del mejor PRC.
- Calcula la probabilidad de fallo de un camino.
- Calcula la probabilidad de fallo conjunta de un par de caminos.
- Muestra los índices de todos los nodos que no pueden acceder a un PRC.

5.4. Simulaciones y escenarios

Los modelos desarrollados se utilizan para asignar los elementos de red a cada uno de los PRC secundarios maximizando la disponibilidad de la señal de sincronización. Esto implica el planteamiento de escenarios donde el factor a considerar sea la disponibilidad global.

5.4.1. Red regional de sincronización

En la Figura 5.3 se muestra la asignación de un conjunto de elementos dentro de la red de telecomunicaciones a un PRC para tomar la referencia de sincronización. Esta agrupación constituye una red regional de sincronización relativamente autónoma.

En la Figura 5.4 se muestra la indisponibilidad de la señal de sincronización suministrada por el PRC regional a cada elemento de red. En la Figura 5.5 se muestran los resultados en formato tabular y en la Figura 5.6 se muestran en escala logarítmica para facilitar su comparación.

5.4.2. Red global de sincronización

La red global de sincronización estará constituida por la yuxtaposición de todas las redes regionales de sincronización. En la Figura 5.7 se muestra un plano global con algunas de las posibles ubicaciones de los PRC. En la Figura 5.8 se muestra el encaje de algunas redes regionales. En la Figura 5.9 se muestra la sincronización de un anillo de telecomunicaciones de ámbito metropolitano.

La primera realización algorítmica se verificó sobre el mismo modelo de red utilizado en capítulos precedentes. El número de PRC se fijó en 15, aunque para efectos comparativos se estudió el caso de 8 PRC. Con el fin de cuantificar la validez del modelo, se obtuvieron los valores de disponibilidad y número medio de enlaces por ruta de sincronización, los cuales se muestran en la Tabla 5.1.

En la fase de diseño se han aplicado *a priori* los algoritmos desarrollados en los Capítulos 3 y 4, referentes a la predicción de la disponibilidad y al cálculo de rutas óptimas en base a la disponibilidad. La validación de la calidad de la sincronización se ha empleado *a posteriori*, confirmando que con la configuración elegida no se sobrepasaba el umbral de degradación exigido en las normas al uso.

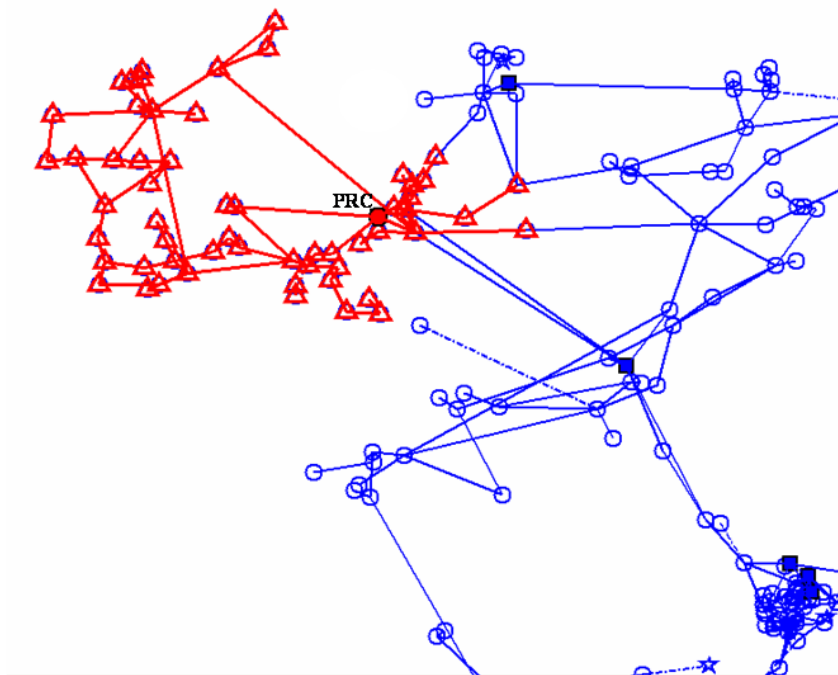


Figura 5.3: Asignación de elementos de red a un PRC secundario.

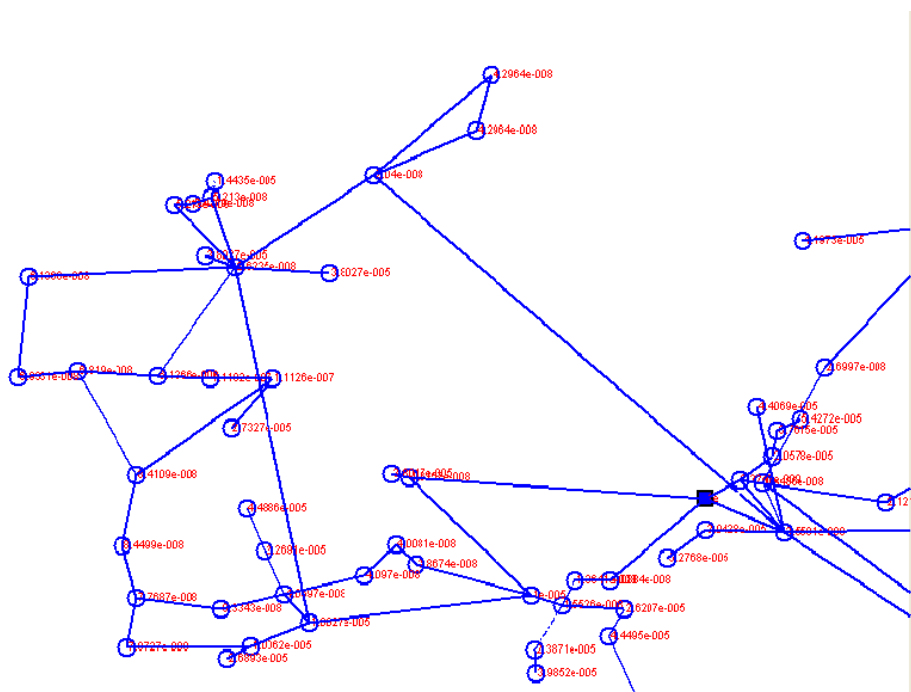


Figura 5.4: Disponibilidad de la sincronización para un PRC secundario.

NODO	INDISPONIBILIDAD
154	2,27E-05
155	1,00E-05
156	4,06E-08
157	1,01E-05
158	3,87E-08
159	4,01E-08
160	4,10E-08
161	4,30E-08
162	1,62E-08
163	3,80E-05
164	5,21E-08
165	6,93E-08
166	3,80E-05
167	2,04E-08
168	1,44E-05
169	5,47E-08
170	1,12E-07
171	6,14E-08
172	3,80E-05
173	6,82E-08
174	6,14E-08
175	7,97E-08
176	4,30E-08
177	8,45E-08
178	7,77E-08
179	1,11E-07
180	8,33E-08
181	8,41E-08
193	1,85E-08
194	3,22E-09
195	3,04E-05
196	1,00E-09
197	3,56E-09
198	5,43E-05
199	3,76E-05
200	2,86E-08
201	2,06E-05
202	3,76E-08
203	2,70E-08
204	2,12E-08
205	2,39E-05
206	2,62E-05
207	1,00E-05
208	1,55E-08
209	5,28E-05
210	4,45E-05
211	1,36E-08
212	1,09E-08
236	1,03E-04
237	1,24E-04
245	7,50E-05
399	5,21E-08
400	2,73E-05
401	4,49E-05
402	2,69E-05
403	3,99E-05
404	4,41E-05
Promedio	2,62E-08
Desviación estándar	2,65E-05

Figura 5.5: Disponibilidad de la sincronización para un PRC secundario.

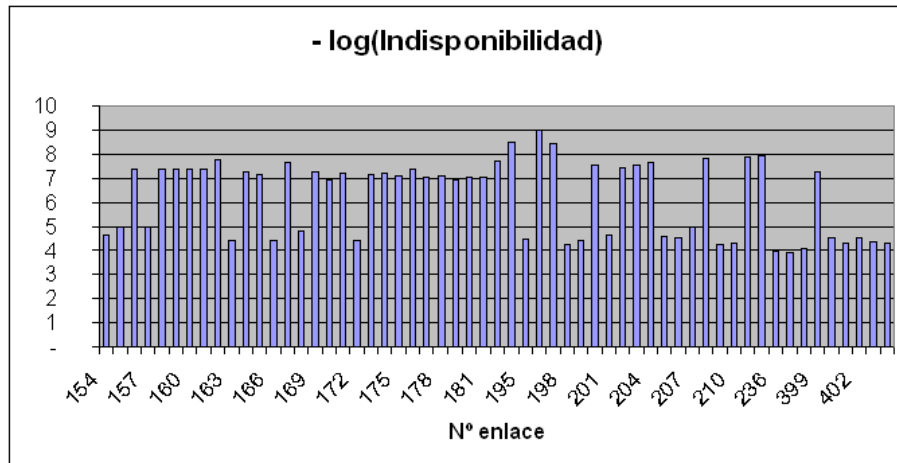


Figura 5.6: Disponibilidad de la sincronización para un PRC secundario mostrados en escala logarítmica.

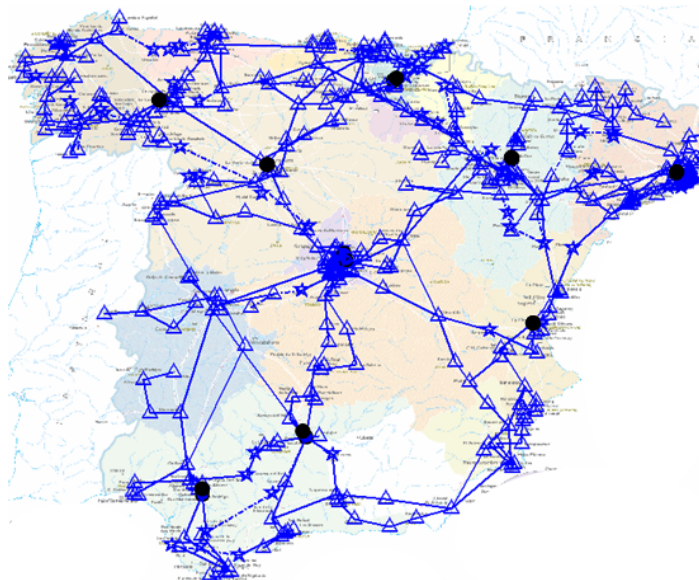


Figura 5.7: Plano global con la ubicación de algunos PRC (círculos negros).

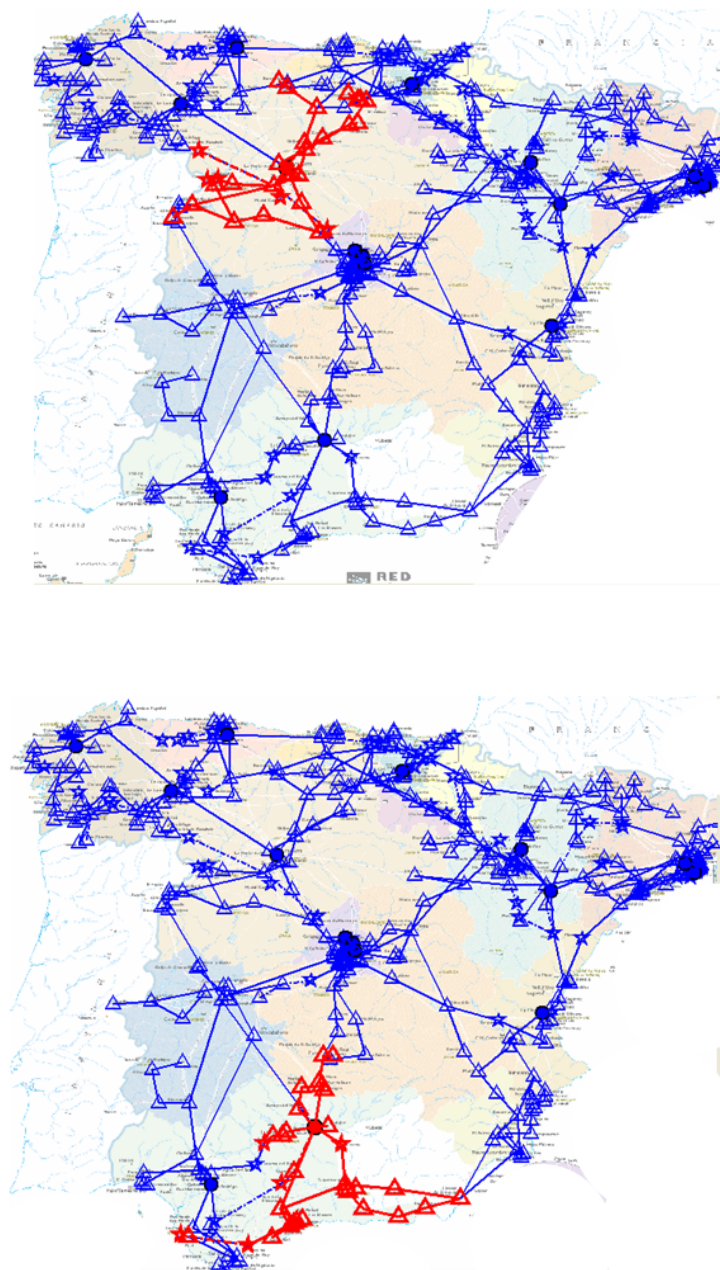


Figura 5.8: Plano global con asignación a PRC regionales.

Tabla 5.1: Parámetros globales de la red de sincronización.

Esquema	Disponibilidad media	Número medio de enlaces
8 PRC Regionales	$7.2 \cdot 10^{-6}$	8.47
15 PRC Regionales	$1.9 \cdot 10^{-8}$	5.93

5.5. Conclusiones

La fase de diseño constituye la integración del conocimiento y métodos desarrollados a lo largo de la presente Tesis. Todo ello se concreta en la propuesta de los siguientes esquemas para el diseño de una red de sincronización:

- Una realización algorítmica que incorpora un predictor SVM para la obtención de disponibilidad de los elementos de red.
- Una realización algorítmica que mediante un modelo bayesiano y los métodos desarrollados para la obtención de caminos, determina las rutas de sincronización óptimas.
- Una realización algorítmica que comprueba la adecuación a los umbrales de degradación de calidad de los diseños obtenidos.

Por construcción, la solución óptima considera equidad en la asignación de recursos, respetando tanto las demandas individuales de cada uno de los elementos a sincronizar como las cargas de cada PRC, y sigue principios intuitivos. La complejidad computacional de la fase de diseño se asocia principalmente a los algoritmos de predicción y optimización, y depende radicalmente del número de elementos de la red. La aplicación de unos criterios de diseño razonables que consideren la estructura interna del problema y que optimicen prestaciones relacionadas con la función objetivo, seguida de una adaptación de recursos, ha reducido de forma contundente la complejidad computacional del modelo, pudiendo ser implementado en un ordenador personal de pequeñas dimensiones y moderada capacidad computacional.

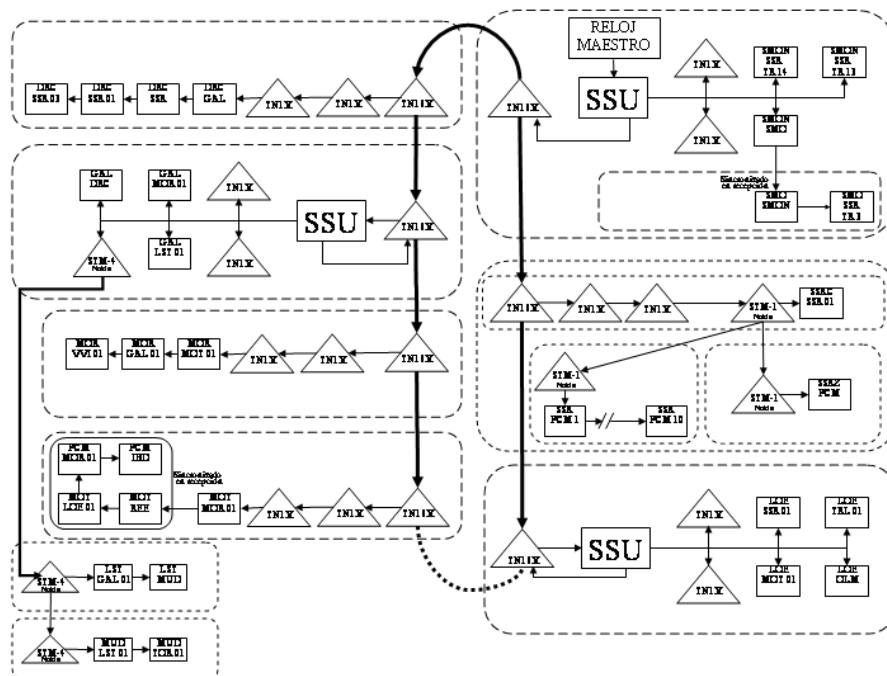


Figura 5.9: Plano de un esquema de sincronización para un anillo metropolitano.

Capítulo 6

Conclusiones y líneas futuras

6.1. Conclusiones

Esta Tesis Doctoral surge como respuesta a la conveniencia del modelado en distintos niveles del suministro de la sincronización de una red de transmisión de área extensa de carácter corporativo. El presente documento que ahora se cierra recoge las distintas etapas del desarrollo realizado.

En primer lugar, se ha creado un modelo de datos de los enlaces de una red de telecomunicaciones, que consiste en una estructura de datos con la información necesaria para que el motor de inferencia creado pueda calcular la disponibilidad de rutas a partir de la disponibilidad estimada o medida en nodos y enlaces. La propagación de disponibilidad se ha abordado, en última instancia, mediante un modelo bayesiano, de acuerdo con las especificaciones previstas inicialmente.

El modelo matemático creado se ha plasmado en una aplicación realizada sobre *Matlab*®, potencialmente transportable a otros substratos. La utilización de los recursos de las últimas versiones de *Matlab*®(7.0) y la intensiva optimización del código han servido para generar un software ágil y de respuesta rápida, con versatilidad para posibles ampliaciones futuras. Se ha realizado un esfuerzo especial en el acabado de las rutinas de todos los niveles, que garantizan la solidez del software. Dicha aplicación puede utilizarse como herramienta de soporte a la gestión y estudio de red.

Un paso adicional ha sido el dado al abordar la inclusión de datos empíricos en la estructura de red. La especial naturaleza de esta red viene marcada por un número extremadamente bajo de eventos, como corresponde a una red de alta fiabilidad. En estas condiciones, los métodos convencionales para el aprendizaje basado en muestras pueden tener problemas a la hora de extraer información de un conjunto reducido de observaciones, y llevar a la falta de generalización en los nodos o enlaces en los que no ha llegado a observarse eventos en la ventana de tiempo correspondiente a la recogida de observaciones. La solución propuesta ha sido la utilización de SVM, en particular la SVM para regresión propuesta en la literatura, dada su teórica robustez en problemas con números reducidos de observaciones disponibles. La utilización del método en los datos disponibles (un año y medio) no hace sino abrir la puerta a la metodología propuesta. No obstante, se ha pretendido llegar más allá en este sentido, dado que el paso correspondiente al modelado empírico será un pilar fundamental en el modelado de la red. Así, por un lado, y de cara a la evaluación de la metodología propuesta, se ha creado un modelo sintético de eventos en una red, que produce series de eventos temporales en los enlaces de la red similares a los observados. Este modelo sintético permite generar datos durante los años necesarios para determinar hasta qué punto

la estimación global en una red con eventos escasos (pero ahora de solución conocida) permite, a partir de unos pocos años de observaciones, estimar la dinámica subyacente. Por otro lado, se ha llegado más allá en la aplicación de la SVM en regresión, y se ha propuesto un modelo específico y especialmente adaptado al problema, que permite una mayor flexibilidad en la estimación de la dinámica de la red sin incremento innecesario en la complejidad del problema de optimización.

Las fases de optimización y diseño de red se han abordado partiendo de la perspectiva de las redes bayesianas, que integran en un único formalismo conceptos de la teoría de probabilidad y la teoría de grafos. Los métodos de inferencia probabilística han sido la base del procedimiento de cálculo de la conectividad de los nodos, así como de la disponibilidad de rutas. La teoría de grafos ha inspirado el diseño del algoritmo de búsqueda por saltos y por disponibilidad, así como el cálculo de distancias entre nodos de la red. Como resultado, se han obtenido algoritmos de optimización y diseño de la red con diferentes criterios, y un grado de complejidad ajustable a los requerimientos de tiempo y optimización.

6.2. Aportaciones

En la presente Tesis se han aplicado técnicas de aprendizaje estadístico para resolver el problema de la estructura óptima de la sincronización de una red de telecomunicación. Aunque la investigación llevada a cabo tiene su origen en los problemas surgidos en el ámbito de la sincronización de una red de telecomunicación, y más concretamente de una red de transmisión, las técnicas y algoritmos desarrollados pretenden constituir soluciones a problemas más generales de obtención de la estructura óptima de una red. Las contribuciones más destacables de la Tesis son las siguientes:

- Se ha demostrado que, mediante una SVM, se puede modelar el comportamiento de un equipo de transmisión en lo tocante a la degradación de la sincronización que introduce en la red. La significativa ventaja que presentan las SVM es el hecho de necesitar pocas muestras experimentales para construir un modelo.
- Se ha demostrado que, mediante técnicas de inteligencia artificial es posible abordar problemas combinatoriales extremadamente complejos, como el de hallar la ruta óptima de sincronización en un red de telecomunicaciones mallada. El marco teórico utilizado para la búsqueda de las mejores rutas ha sido el de las redes bayesianas. Dentro de dicho marco teórico, se han planteado distintas estrategias para la resolución del problema, analizado la relevancia de las suposiciones de trabajo básicas y sopesado las distintas alternativas de diseño, caracterizando siempre su comportamiento a través del análisis de las prestaciones obtenidas en términos de disponibilidad.
- Se ha realizado un predictor estadístico de la degradación de la calidad en una cadena de sincronización, que permite validar la correcta configuración de las mismas. En este desarrollo se ha procedido a caracterizar los parámetros adecuados y, allá donde el análisis matemático se detenía, se pasaba a una segunda fase en la se aprovechaban la caracterización de la solución y las herramientas numéricas de optimización para encontrar *algoritmos eficientes* que permitieran alcanzar el valor final de las variables a optimizar
- Se ha realizado un diseño coherente de una red de sincronización en base a los metodos desarrollados. La intención perseguida mediante esta metodología era doble: por un lado se pretendía

proporcionar rutas con una elevada fiabilidad de manera que la señal de sincronización tuviese una naturaleza robusta; por otro lado, se pretendía que dicha señal tuviera las prestaciones necesarias para este tipo de sistemas. Ambas se han cumplido en el esquema final.

6.3. Líneas futuras

El modelo de red aquí presentado es potencialmente aplicable a otros tipos de red. Las nuevas técnicas de inferencia y aprendizaje en redes bayesianas podrían aplicarse en este escenario para extender el modelo en diferentes direcciones, y en particular:

- Generalizar el modelo a situaciones en las que puedan contemplarse más de dos rutas a cada nodo. Esto permitiría trasladar el entorno desde una red de conmutación de circuitos hacia una red de conmutación de paquetes.
- Generalizar la inferencia de la conectividad del nodo a situaciones en las que exista incertidumbre en los valores de disponibilidad de nodo y enlaces (que pudieran venir especificados, por ejemplo, mediante intervalos de confianza sobre un valor nominal).
- Buscar una parametrización alternativa de las funciones objetivo propuestas; más concretamente, estudiar cómo determinar los parámetros libres más adecuados durante el proceso de aprendizaje de la red.
- Incorporar técnicas de aprendizaje bayesiano para inferir las probabilidades de fallo de nodos y enlaces a partir de datos históricos y constructivos. Constituiría una alternativa al método basado en máquinas de vectores soporte y serviría como marco referencial al mismo.
- Por último, quizá la tarea más ambiciosa sea integrar las aproximaciones aquí desarrolladas dentro de un sistema capaz de obtener una red óptima a partir de restricciones y métricas adicionales, tales como latencia o costes económicos, más allá de la disponibilidad y la degradación de calidad.

Asimismo, existen ulteriores caminos a seguir, en los cuales se puede extender los conceptos de lo aquí desarrollado a los ámbitos que a continuación se relacionan.

6.3.1. Aplicación a redes corporativas

En la presente Tesis se aplican los métodos desarrollados a una red corporativa de telecomunicaciones. No obstante, el modelo puede extrapolarse a otros tipos de redes. Además, el ámbito de aplicación no se limita a las redes de telecomunicaciones, pudiendo extenderse a ámbitos tales como las redes energéticas.

El interés por conocer los principios que rigen el comportamiento de las redes corporativas en términos de disponibilidad para utilizarlos en su diseño puede darse en aquellas situaciones en las que, de forma similar a lo realizado en esta disertación, se quiera derivar de forma teórica esquemas de protección para servicios en los cuales sea aplicable el concepto de conectividad definido en este trabajo, tales como la distribución eléctrica o el flujo gasístico.

6.3.2. Combinación con tecnología *middleware*

Una particular línea a seguir consistiría en la integración de un módulo *middleware* que permitiera una actualización automática de la red bayesiana y diera paso hacia un encaminamiento adaptativo. Conceptualmente, consistiría en el desarrollo de un agente de software que midiese parámetros físicos de los equipos en las instalaciones y se comunicase con el modelo de datos, realizando una actualización continua de las evidencias que permitiría al motor de inferencias afinar la precisión del modelo.

El refinamiento del modelo podría basarse en la incorporación automática de mecanismos de actualización de la información de los diferentes componentes de red involucrados. Dicha actualización se podría realizar mediante tecnologías basadas en *middleware*.

El *middleware* es un software de conectividad que ofrece un conjunto de servicios que hacen posible el funcionamiento de aplicaciones distribuidas sobre plataformas heterogéneas. Funciona como una capa de mediación ubicada entre las capas de aplicaciones y las inferiores. El *middleware* permite la conexión entre aplicaciones para el intercambio de datos. Es utilizado a menudo para soportar aplicaciones distribuidas. Esto incluye servidores web, servidores de aplicaciones, sistemas de gestión de contenido y herramientas similares. *middleware* es especialmente esencial para tecnologías como XML, SOAP, servicios web y arquitecturas orientada a servicios. El *middleware* del lado cliente está implementado por el Sistema Operativo subyacente, el cual posee las librerías que implementan todas las funcionalidades para la comunicación a través de la red. Es una incorporación relativamente reciente como solución al problema de cómo conectar nuevas aplicaciones con sistemas actuales o en vías de obsolescencia [54].

Las tareas a realizar consistirían en la identificación de los diferentes niveles lógicos de red, y el flujo de información necesaria entre las posibles entidades *middleware*. De esta manera, con la implantación adecuada de los módulos de *middleware*, el modelo desarrollado, mediante un análisis de los datos disponibles podrá proporcionar automáticamente una visión general de las condiciones de la red de telecomunicaciones, el nivel de servicio, posibles violaciones de la seguridad y potenciales averías. Asimismo, el modelo podría generar escenarios alternativos automáticamente encaminados a mitigar el impacto de las incidencias en la red.

6.3.3. Aplicación a infraestructuras críticas

Una red de telecomunicaciones como la descrita en este trabajo es una infraestructura crítica de telecomunicaciones, comúnmente conocida como ICT (del inglés *Information and Communication Technology*). Dichas infraestructuras se extienden a sectores estratégicos tales como la energía o la defensa, y su fiabilidad es un factor crítico.

Dentro del sector energético, uno de los criterios fundamentales de diseño es el *N-1* establecido por la *Union for the Coordination of Transmission of Electricity (UCTE)* [91]. En dicho criterio se establece que un operador de sistema eléctrico debe planificar sus infraestructuras para la caída de una línea eléctrica (de una manera controlada o no). El flujo resultante de dicha caída ha de ser soportado por los elementos colindantes sin impacto observable en la red global.

El cumplimiento de dicho criterio no es evidente, y en muchos casos exige la utilización de modelos y simulaciones. El modelo aquí presentado tiene la posibilidad de encapsular diferentes factores de riesgo dentro de una red, así como facilidad para establecer las interdependencias entre los diferentes componentes de la misma. El modelo puede ser aplicado para proporcionar a los niveles superiores de gestión una herramienta de toma de decisiones, que posibilite analizar el impacto que inversiones en

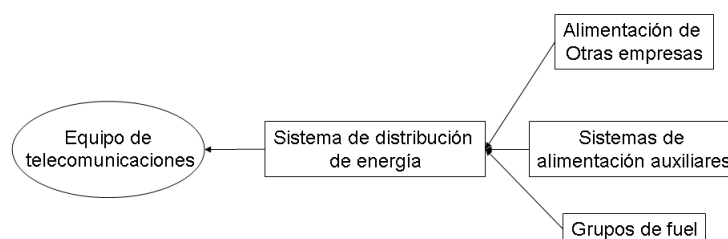


Figura 6.1: Sistemas de alimentación

infraestructuras puedan tener en la fiabilidad de las redes.

La optimización de la fiabilidad de redes involucra no sólo parámetros del nivel físico, sino también del nivel de enlace y de red. Mientras el diseño tradicional a través de capas obliga a encontrar los valores de estos parámetros de forma independiente para cada capa, la consideración de los nuevos parámetros en problemas de optimización semejantes a los planteados en este trabajo, permite la resolución conjunta de todos los parámetros y la obtención de soluciones de carácter global. Esta alternativa, aplicando el modelo aquí desarrollado, apenas presenta una penalización en términos de complejidad y alcanza prestaciones de carácter óptimo, proporcionando además de forma natural esquemas de protección del tráfico que garantizan de forma estricta la disponibilidad de los servicios.

6.3.4. Análisis de interdependencias entre redes

Otra de las posibilidades del método propuesto es el modelado de interdependencias entre diferentes redes. De una manera sencilla, mediante la condición de fallo general de equipos, modelado como una variable OR ruidosa, se pueden introducir diferentes tipos de efectos tales como fallos en la red de energía que alimenta los equipos que conforman la red de comunicaciones. Mediante esta sencilla aproximación, es posible determinar el orden de magnitud de las interdependencias entre diferentes redes. Los modelos típicos tienden a ser multidimensionales y no lineales, requiriendo una gran capacidad de computación y tiempo. Dentro de estas iniciativas se encuentran proyectos de gran envergadura dentro del Programa Marco de la Unión Europea, tales como el IRRIS (del inglés *Integrated Risk Reduction of Information-based Infrastructure Systems*) [44].

En el modelo construido en esta Tesis existe una posibilidad simple de introducir dependencias. La red con la que se establecen dependencias es la red de energía que existe en todas las instalaciones. En este caso, la dependencia entre ambas redes se introduce en el modelo bayesiano como una probabilidad de fallo en el nodo correspondiente dentro de una ruta. El modelo puede elaborarse ulteriormente. Si ex-

istieran dependencias entre ambas redes de telecomunicaciones y energía, se podrían establecer mediante relaciones en el grafo de la red bayesiana a partir del ensamblaje de los modelos simples desarrollados. En la Figura 6.1 se muestra un diagrama de bloques simplificado de las dependencias en una instalación entre los equipos de telecomunicación y los sistemas de alimentación, la cual es un punto de partida para la elaboración de un elemental analizador de interdependencias.

Bibliografia

- [1] D. O'Connor, *Planning methods for today's synchronization networks*, The 3rd IEE International Telecoms Synchronisation Forum, October 2005.
- [2] J.E. Abate, E.W. Butterline, R.A. Carley, P. Greendyk, A.M. Montenegro, C.D. Near, S.H. Richman, and G.P. Zampetti, *AT&T's new approach to the synchronization of telecommunication networks*, IEEE Communications Magazine **27** (1989), 35–45.
- [3] J.E. Abate and H. Drucker, *The effect of slips on facsimile transmission*, IEEE International Conference on Communications, 1988.
- [4] L. Alves-Monteiro, R. Vieira dos Santos, and J. R. Castilho-Piqueira, *Estimating the Critical Number of Slave Nodes in a Single-Chain PLL Network*, IEEE Communications Letters **7** (2003), no. 9, 449.
- [5] G.S. Antonova, L.N. Schezovanov, and S.T. Vuong, *A universal simulation model for SONET/SDH synchronization networks*, Proceedings of the First Annual Conference on Emerging Technologies and Applications in Communications, May 1996, pp. 10–13.
- [6] M. Bass, *Fiber optics handbook fiber, devices, and systems for optical communications*, MacGraw Hill Telecom, New York, 2002.
- [7] R. Bhandari, *Survivable Networks. Algorithms for Diverse Routing*, Kluwer Academic Publishing, New Jersey, 1998.
- [8] Ramesh Bhandari, *Optimal physical diversity algorithms and survivable networks*, Kluwer Academic Publishers, Boston, 1997.
- [9] R. Bonello, S. Bregni, M. Carbonelli, A. Manzalini, A. Mariconda, D. De Seta, D. Perucchini, and L. Valtriani, *Preliminary experimental results for the development of the new italian synchronization network*, Proceedings of the IEEE International Conference on Communications **2** (1995), no. 18, 1196 – 1200.
- [10] S. Bregni, L. Valtrinani, and F. Veghini, *Simulation of Clock Noise and AU-4 Pointer Action in SDH Equipment*, vol. 1, Global Telecommunications Conference, 1995, pp. 56–60.
- [11] Stefano Bregni, *Synchronization of digital telecommunications networks*, John Wiley & Sons, Inc., New York, 2002.

- [12] C.J.C. Burges, *A tutorial on support vector machines for pattern recognition*, Data Mining and Knowledge Discovery **2** (1998), no. 2, 1–32.
- [13] J. M. Caballero, *Jitter and wander control*, Tech. report, TrendCommunications, 2000.
- [14] J.M. Caballero and R. Segura, *Redes basadas en pdh y sdh*, Tech. report, L&M Data Communications, 2004.
- [15] José M. Caballero, *Understanding jitter and wander measurements and standards*, Tech. report, Agilent Technologies, 2001.
- [16] G. Camps-Valls, L. Gomez-Chova, J. Munoz-Mari, J.L. Rojo-Alvarez, and M. Martinez-Ramon, *Kernel-based framework for multitemporal and multisource remote sensing data classification and change detection*, IEEE Transactions on Geoscience and Remote Sensing **46** (2008), 1822–1835.
- [17] G. Camps-Valls, J. L. Rojo-Álvarez, and M. Martínez-Ramón, *Kernel Methods in Bioengineering, Signal and Image Processing*, Idea Group Inc., Hershey, PA (USA), 2006.
- [18] M. Carbonelli, D. De Seta, and D. Perucchini, *Root mean square time interval error accumulation along slave clock chains*, Tech. report, Fondazione Ugo Bordoni, 1993.
- [19] E. Castillo, J.M. Gutierrez, and A.S. Hadi, *Expert systems and probabilistic network models*, Springer, New York, 1997.
- [20] C. Cortes and V. Vapnik, *Support Vector Networks*, Machine Learning **20** (1995), 273–97.
- [21] F. Cristian and C. Fetzer, *Fault-tolerant external clock synchronization*, 15th IEEE International Conference on Distributed Computing Systems, 1995.
- [22] J. A. Crossett and Dale Krisher, *Synchronization and synchronization sources*, Tech. report, Alcatel Network Systems, Inc., 1998.
- [23] Howard Demuth and Mark Beale, *Neural network toolbox user's guide*, 4 ed., The MathWorks, Inc., Natick, 1992.
- [24] ———, *Neural network toolbox: For use with MATLAB: User's guide*, The Mathworks, Natick, 1993.
- [25] R.H. Deng and A.A. Lazar, *A probabilistic approach to fault diagnosis in linear lightware networks*, IEEE Journal on Selected Areas in Communications **11** (1993), no. 9, 1438–1448.
- [26] E. W. Dijkstra, *A Note on Two Problems in Connection with Graphs*, Numer. Math **1** (1959), 269–271.
- [27] A. Dobrogowski and M Kasznia, *Direct approach to mtie calculation*, Proceedings of the 1999 Joint Meeting of the European Frequency and Time Forum **2** (1999), no. 1, 1121–1124.
- [28] EXFO Electro-Optical Engineering, *Wander. a critical parameter for network synchronization*, Tech. report, EXFO Electro-Optical Engineering Inc., 2004.

- [29] J Feijoo, J L Rojo-Álvarez, P Conde-Pardo, and J Cid-Sueiro, *Mottiba: Modelado y optimización del telecontrol con técnicas de inteligencia artificial y redes bayesianas*, Tech. report, University Carlos III de Madrid, 2006.
- [30] Juan Feijoo and Antonio Palomo, *Reliability assessment for system control telecommunication circuits*, CIGRE Session 2006.
- [31] J. Ferrant, *SDH synchronization*, The 3rd IEE International Telecoms Synchronisation Forum, October 2005.
- [32] Juanita C. Ford and Philip G. Girardi, *Proactive network design*, Proceedings of the IEEE Aerospace Conference **5** (1999), 113 – 130.
- [33] G. M. Garner, *Accumulation of random noise in a chain of slave clocks*, IEEE International Frequency Control Symposium, 1994.
- [34] R. Giladi, E. Korach, and R. Ohayon, *Algorithms for locating resources in a communication network*, Third IEEE Symposium on Computers & Communications, 1998.
- [35] Wandel & Goltermann, *Synchronization: Jitter & wander: Basic principles and test equipment. application note 71*, Tech. report, Wandel & Goltermann, 1995.
- [36] J. P. Green, S. A. Smith, and G. Strbac, *Evaluation of electricity distribution system design strategies*, IEE Proceedings on Generation, Transmission & Distribution **146** (1999), no. 1, 53.
- [37] I. Guyon, B. Boser, and V. Vapnik, *Automatic Capacity Tuning of Very Large VC-Dimension Classifiers*, vol. 5, Morgan Kaufmann, San Mateo, CA, 1993.
- [38] Simon Haykin, *Neural networks: a comprehensive foundation*, Prentice Hall, New York, 1994.
- [39] H. Helvoort, *SDH/SONET explained in functional models: Modeling the optical transport network*, John Wiley & Sons, Inc, New Jersey, 2005.
- [40] Cynthia S. Hood and Chuanyi Ji, *Proactive network fault detection*, (1997), 1147–1155.
- [41] C. F. Howe, *Synchronization in high-speed telecommunication networks*, IEEE Fourteenth Annual International Conference on Computers and Communications, 1995.
- [42] D. A. Howe, D. W. Allan, and J. A. Barnes, *Properties of signal sources and measurement methods*, 5th Annual Frequency Control Symposium, 1981.
- [43] A. Imaoka and M. Kihara, *Time signal distribution in communication networks based on synchronous digital hierarchy*, IEEE Transactions on Communications **45** (1997), no. 2, 247 – 253.
- [44] IRRIS, *Project overview*, Tech. report, Integrated Risk Reduction of Information-based Infrastructure Systems, 2007.
- [45] Finn V. Jensen, *Bayesian networks and decision graphs*, Springer, New Jersey, 2001.

- [46] X. Jia, J. Cao, and W. Jia, *Real-Time Multicast Routing with Optimal Network Cost*, IEEE Transactions on Reliability **1** (1996), no. 2, 49–55.
- [47] Masami Kihara, Pekka Eskelinen, and Sadayasu Ono, *Digital clocks for synchronization and communications*, Artech House Publishers, Boston, 2003.
- [48] E. A. Lee and D. Messerschmitt, *Digital communication*, Kluwer Academic Publishers, Boston, 1988.
- [49] A. Lisowiec, A. Czamecki, and Z. Rau, *A method for quartz oscillator synchronization by gps signal*, European Frequency Time Forum, 1996.
- [50] K. Adamson M. Shapcott, R. Sterritt and E. Curran, *Netextract - extracting belief networks in telecommunications data*, 15th International IASTED Conference on Applied Informatics, 2000.
- [51] Marzio Marseguerra, Enrico Zio, Luca Podofillini, and David Coit, *Optimal design of reliable network systems in presence of uncertainty*, IEEE Transactions on Reliability **54** (2005), no. 2, 243.
- [52] D. Medved, K. Brlas, and D. Saric, *Fault analysis and prediction in telecommunication access network*, vol. 1, 10th Mediterranean Electrotechnical Conference, 2000, pp. 136–139.
- [53] Anna Minoia, Damien Ernst, Maria Dicorato, Michele Trovato, and Marija Ilic, *Reference transmission network: A game theory approach*, IEEE Transaction on Power Systems **21** (2006), no. 1, 249.
- [54] Judith M. Myerson, *The complete book of middleware*, Auerbach Publications, Boca Raton, 2002.
- [55] K.Ñara and J. Hasegawa, *Configuration of new power delivery system for reliable power supply*, IEEE Power Engineering Society Summer Meeting, 1999.
- [56] Sebastian Orlowski and Roland Wessaly, *Comparing restoration concepts using optimal network configurations with integrated hardware and routing decisions*, Fourth International Workshop on Design of Reliable Communication Networks, 2003, p. 15.
- [57] H.J.C. Pasika, *Neural Network Sensor Fusion Engines for Remote Sensing*, Mc Master University, Hamilton, Canada, 1999.
- [58] M. Pontil and A. Verri, *Support Vector Machines for 3D Object Recognition*, IEEE Trans. on Pattern Ann. and Mach. Intell. **20** (1998), no. 6, 637–646.
- [59] T. Ragg and S. Gutjahr, *Determination of optimal network topologies based on information theory and evolution*, 23rd EUROMICRO Conference, september 1997, pp. 549–555.
- [60] Parameswaran Ramanathan, Kang G. Shin, and Ricky W. Butler, *Fault-tolerant clock synchronization in distributed systems*, Computer **23** (1990), no. 10, 33–42.
- [61] Hernando Rábanos, *Sistemas de telecomunicación, volumen I. transmisión por línea y redes*, E.T.S.I.Telecomunicación, Universidad Politécnica de Madrid, Madrid, 1991.

- [62] Recomendación ETSI, *EN 300 462 Part 4-1: Timing characteristics of slave clocks suitable for synchronisation supply to Synchronous Digital Hierarchy (SDH) and Plesiochronous Digital Hierarchy (PDH) equipment*, (1998).
- [63] ———, *Etsi 300 462 transmission and multiplexing (tm) - generic requirements for synchronisation networks*, (1998).
- [64] ———, *Etsi eg 201 793 synchronisation network engineering*, 2000.
- [65] Recomendación UIT-T, *G.823: Control de la fluctuación de fase y de la fluctuación lenta de fase en las redes digitales basadas en la jerarquía de 2048 kbps*.
- [66] ———, *G.825: Control de la fluctuación de fase y de la fluctuación lenta de fase en las redes digitales basadas en la jerarquía digital síncrona*, (1993).
- [67] ———, *G.810: Definiciones y terminología para redes de sincronización*, (1996).
- [68] ———, *G.803: Arquitecturas de redes de transporte basadas en la jerarquía digital síncrona*, (1997).
- [69] ———, *O.171: Aparato de medida de la fluctuación de fase y de la fluctuación lenta de fase de la temporización para sistemas digitales basados en la jerarquía digital plesiócrona*, (1997).
- [70] ———, *O.172: Aparato de medida de la fluctuación de fase y de la fluctuación lenta de fase de la temporización para sistemas digitales basados en la jerarquía digital síncrona*, (1997).
- [71] ———, *G.703: Características físicas y eléctricas de las interfaces digitales jerárquicas*, (1998).
- [72] ———, *G.832: Transporte de elementos de la jerarquía digital síncrona por redes de la jerarquía digital plesiócrona*, (1998).
- [73] J. L. Rojo-Álvarez, A. Arenal-Maíz, and A. Artés-Rodríguez, *Discriminating between supraventricular and ventricular tachycardias from EGM onset analysis*, *IEEE Eng Med Biol* **21** (2002), 16–26.
- [74] J L Rojo-Álvarez, G Camps-Valls, M Martínez-Ramón, E Soria-Olivas, A. Navia Vázquez, and A R Figueiras-Vidal, *Support vector machines framework for linear signal processing*, *Sig Proc* **85** (2005), no. 12, 2316–26.
- [75] B. Schölkopf, *Support Vector Learning*, Oldenbourg Verlag, 1997.
- [76] B. Schölkopf, K. K. Sung, C. Burges, F. Girosi, P. Niyogi, T. Poggio, and V. Vapnik, *Comparing Support Vector Machines with Gaussian Kernels to Radial Basis Function Classifiers*, *IEEE Trans. on Signal Proc.* **45** (1997), no. 11, 2758–65.
- [77] B. Schölkopf and A. Smola, *Learning with kernels*, 1 ed., MIT press, Cambridge, USA, 2002.
- [78] Y. Serizawa, K. Kitamura, M. Myoujin, K. Shimizu, T. Matsushima, and M. Morimitsu, *Sdh-based time synchronous system for power system communications*, *Transactions on Power Delivery*, *IEEE* **13** (1998), 59–65.

- [79] Mike Sexton and Andy Reid, *Broadband networking: ATM, SDH, and SONET*, Artech House, Inc., Norwood, 1997.
- [80] G. Shi, Q. Wang, and M. Chen, *The research on SDH network synchronization*, The 2000 IEEE Asia-Pacific Conference on Circuits and Systems, 2000.
- [81] Guowei Shi, Qing Wang, and Ming Chen, *The research on sdh network synchronization*, The 2000 IEEE Asia-Pacific Conference on Circuits and Systems, 2000.
- [82] L. Shooman, *Reliability of Computer Systems and Networks - Fault Tolerance, Analysis and Design*, John Wiley & Sons, Inc, New Jersey, 2002.
- [83] R. Simic and G. Petrovic, *A new model for sdh networks synchronization planning*, vol. 1, 5th International Conference on Telecommunications in Modern Satellite, Cable and Broadcasting Service, 2001. TELSIS 2001, 2001, pp. 104–107.
- [84] R. Simic, G. Petrovic, and N. Radivojevic, *Determination of synchronization networks using features of transport networks*, vol. 1, 5th International Conference on Telecommunications in Modern Satellite, Cable and Broadcasting Service, 2001, pp. 79–86.
- [85] A. Smola, B. Schölkopf, and K.R. Müller, *The Connection Between Regularization Operators and Support Vector Kernels*, Neural Networks **1** (1998), no. 1, 637–49.
- [86] R. Sterritt, *Facing fault management as it is, aiming for what you would like it would be*, Sprinter-Verlag Berling Heidelberg, Berlin, 2002.
- [87] R. Sterritt and W. Liu, *Constructing bayesian belief networks for fault management in telecommunication systems*, First ENUTE Workshop on Computational Intelligence in Telecommunications and Multimedia, 2001.
- [88] R. Sterritt, A. H. Marshall, C.M. Shapcott, and S.I. McClean, *Exploring dynamic bayesian belief networks for intelligent fault management systems*, IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics, 2000.
- [89] J.W. Suurballe, *Disjoint Paths in a Network*, Networks (1974), no. 4, 125–145.
- [90] Symmetricom, *Synchronizing telecommunications networks application note*, Tech. report, Symmetricom Sync University, 2001.
- [91] UCTE, *Operation handbook. operational security*, UCTE Publications, Brussels, 2004.
- [92] Recomendación UIT-T, *G.812: Requisitos de temporización de relojes subordinados adecuados para utilización como relojes de nodo en redes de sincronización*, (1998).
- [93] V.I. Vakas, I.E. Kalenik, A.V. Savchuk, and I.P. Chernyak, *Structured analysis of synchronization networks with partial allocated prc*, 15th International Crimean Conference Microwave & Telecommunication Technology, 2005.
- [94] V. Vapnik, *Estimation of Dependences Based on Empirical Data*, Nauka, Moscow, 1979.

- [95] ———, *The Nature of Statistical Learning Theory*, Springer–Verlag, New York, 1995.
- [96] ———, *Statistical Learning Theory (Adaptive and Learning Systems for Signal Processing, Communications, and Control)*, John Willey & Sons, 1998.
- [97] T. Vidmar, M. Ciglaric, and T Degen, *Towards optimal network backbone*, 9th Mediterranean Electrotechnical Conference, 1998.
- [98] F. Walls and A. Demarchi, *Rf spectrum of a signal after frequency multiplication; measurement and comparison with a simple calculation*, IEEE Transactions on Instrumentation and Measurement **24** (1975), no. 3, 210–217.
- [99] Philippe Weber, *Réseaux bayesiens et sûreté de fonctionnement*, 2ème Journée de Rencontre Française sur les Réseaux Bayesiens, 1998.
- [100] G. Weiss, J. Eddy, and S. Weiss, *Intelligent telecommunication technologies*, Tech. report, AT&T Corporation, 1998.
- [101] Gary M. Weiss, John Eddy, and Sholom Weiss, *Intelligent telecommunication technologies, knowledge-based intelligent techniques*, CRC Press, Boca Raton, 1998.
- [102] G. Waha, Y. Lin, and H. Zhang, *Support Vector Machines, Reproducing Kernel Hilbert Spaces and the Randomized GACV*, A.J. Smola, P. Barlett, B. Scholkopf and D. Schurmans (Eds.): MIT Press, Cambridge, MA & London, England, 1999.
- [103] I. Wright, *Quality metrics for sync networks*, The 3rd IEE International Telecoms Synchronisation Forum, October 2005.